



**David António
Sacadura de Melo**

**Análise e Planeamento de Redes de Acesso
C-RAN sobre Ethernet**



**David António
Sacadura de Melo**

**Análise e Planeamento de Redes de Acesso
C-RAN sobre Ethernet**

Dissertação apresentada à Universidade de Aveiro para cumprimento dos requisitos necessários à obtenção do grau de Mestre em Engenharia Electrónica e Telecomunicações, realizada sob a orientação científica do Doutor Amaro Fernandes de Sousa, Professor Auxiliar do Departamento de Electrónica, Telecomunicações e Informática da Universidade de Aveiro e coorientação do Doutor Paulo Miguel Nepomuceno Pereira Monteiro, Professor Associado do Departamento de Electrónica, Telecomunicações e Informática da Universidade de Aveiro.

“Querida mãe, querido pai. Então que tal?”

o júri

presidente / president

Professor Doutor André Ventura da Cruz Marnoto Zúquete
Professor Auxiliar da Universidade de Aveiro

vogais / examiners committee

Professor Doutor Rui Jorge Morais Tomaz Valadas
Professor Catedrático do Instituto Superior Técnico, Universidade de Lisboa (Arguente)

Professor Doutor Amaro Fernandes de Sousa
Professor Auxiliar da Universidade de Aveiro (Orientador)

agradecimentos

O primeiro agradecimento devo-o ao professor Doutor Amaro Sousa, pelo tempo investido em mim, pela forma metódica que me ensinou a programar e pelo seu suporte, que mais nenhuma outra pessoa o teria feito melhor. Destaco também o professor Doutor Paulo Monteiro, que me incentivou a escolher este tema de dissertação e pela indispensável supervisão.

À minha família que estando perto ou longe, sempre me ajudou em qualquer fase da minha vida. Não tendo qualquer forma de agradecer, preciso é de retribuir.

Aos meus amigos que me ajudaram neste percurso universitário, vou continuar a estar ao lado deles nos bons e maus momentos. Aos que ainda fazem este percurso, prometo apoiar e ajudar, no que me for possível.

palavras-chave

5G, C-RAN, Fronthaul, Ethernet, CPRI, CPRI sobre Ethernet, EPON, switched Ethernet

resumo

Recentemente, com o aumento dos dispositivos móveis e do tráfego gerado por estes, surgiu a necessidade de reformular a arquitetura das redes de acesso móvel atuais. Com o intuito de alcançar este objetivo, prevê-se que seja implementado o paradigma C-RAN, que permite centralizar o processamento, promover positivamente a utilização da rede e reduzir os custos de operação e manutenção.

Na primeira parte, é feito um estudo de pior caso da aplicação da Ethernet como meio de transporte do CPRI na rede fronthaul que interliga as RRHs, geograficamente distribuídas, com o nó central onde reside a BBU *pool*. Nesta parte, são comparadas duas redes baseadas em Ethernet: as redes EPON e as redes *switched* Ethernet. O estudo feito mostra que as redes *switched* Ethernet permitem suportar um número de RRHs maior do que as redes EPON e, para o mesmo número de RRHs, permitem alcançar maiores coberturas geográficas. Além disso, mostra-se que o uso de prioridades e de diferentes valores de tamanho de pacotes Ethernet permite ganhos adicionais de cobertura geográfica nas redes *switched* Ethernet.

Após se concluir das vantagens da *switched* Ethernet, a segunda parte do trabalho realizado propõe algoritmos de planeamento de redes fronthaul baseadas nesta tecnologia. Os algoritmos são avaliados em cenários gerados aleatoriamente com dois objetivos; o primeiro é avaliar a sua eficiência e o segundo é avaliar os ganhos que se obtêm com o uso de prioridades e de tamanhos de pacotes diferentes na rede Ethernet de suporte.

keywords

5G, C-RAN, Fronthaul, Ethernet, CPRI, CPRI over Ethernet, EPON, Switched Ethernet

abstract

Recently, with the increase of mobile devices and the traffic generated by them, the need to reformulate the architecture of the current mobile access networks has arisen. In order to achieve this goal, the C-RAN paradigm is expected to be adopted, which allows the processing centralization, positive promotion of network usage and reduction of operation and maintenance costs.

In the first part, a worst case study is carried out on the use of Ethernet as a means of transporting CPRI radio signals in the fronthaul network that interconnects the geographically distributed RRHs, with the central node where the BBU pool is hosted. In this part, two Ethernet-based network technologies are compared: the EPON networks and the switched Ethernet networks. The study shows that switched Ethernet networks allow a larger number of RRHs to be supported than EPON networks and, for the same number of RRHs, it also allows a larger geographic coverage. In addition, it is shown that the use of priorities and different Ethernet packet sizes allows additional geographic coverage gains in switched Ethernet networks.

After concluding the advantages of switched Ethernet, the second part of the work proposes algorithms for fronthaul network planning based on this technology. The algorithms are evaluated in randomly generated scenarios with two objectives; the first is to evaluate their efficiency and the second is to evaluate the gains that are obtained by using different priorities and packet sizes in the supporting Ethernet network.

Conteúdo

Conteúdo	i
Lista de Figuras	iii
Lista de Tabelas.....	v
Lista de Acrónimos	vii
Introdução	1
1.1 Enquadramento	1
1.2 Motivação.....	2
1.3 Objetivos	3
1.4 Estrutura da dissertação	3
Estado de arte	5
2.1 Redes de Acesso Rádio (RAN)	5
2.2 C-RAN.....	6
2.2.1 Arquitetura da C-RAN	6
2.2.2 Vantagens da C-RAN.....	7
2.2.3 Desafios da C-RAN	9
2.2.4 Arquitetura das diferentes camadas	10
2.3 Rede fronthaul	11
2.3.1 Soluções de transporte no fronthaul	11
2.3.2 Requisitos da rede fronthaul	20
2.3.2.1 Latência	20
2.3.2.2 Capacidade	22
2.3.2.3 Jitter e sincronização.....	27
Análise de pior caso do desempenho de redes fronthaul baseadas em Ethernet	29
3.1 Encapsulamento Ethernet e eliminação do jitter	29
3.2 EPON	30
3.3 Switched Ethernet	38
3.3.1 Switched Ethernet - sem prioridades e com pacotes Ethernet de tamanho único	40
3.3.2 Switched Ethernet - com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho único	43
3.3.3 Switched Ethernet - com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho variável	45
3.4 Análise de dados e comparação das funções implementadas	54

Planeamento da rede switched Ethernet como fronthaul da rede C-RAN	59
4.1 Geração aleatória de casos	59
4.2 Algoritmos de planeamento	62
4.2.1 Escolha da localização dos switches.....	62
4.2.2 Seleção da ligação das RRHs a um switch	63
4.2.3 Algoritmo de planeamento	66
4.3 Análise estatística dos resultados.....	68
Conclusões e trabalho futuro	77
5.1 Conclusões.....	77
5.2 Sugestões para trabalho futuro	78
Apêndices.....	79
A.1 Resultados para EPON	79
A.2 Resultados para switched Ethernet, sem prioridades e com pacotes Ethernet de tamanho único	80
Referências.....	83

Lista de Figuras

Figura 1 Tráfego móvel da Europa central e oriental (ExaBytes/mês) [1]	1
Figura 2 Arquitetura genérica da C-RAN.....	2
Figura 3 Estruturas da C-RAN [9]	7
Figura 4 Análise do CAPEX e OPEX duma estação base (RAN) [9].....	9
Figura 5 Funcionalidades de uma estação base LTE	10
Figura 6 Princípio de funcionamento da PON, sentido descendente/ascendente [20]	13
Figura 7 Estrutura do tempo de guarda [21].....	13
Figura 8 Protocolo GPON vs EPON [20].....	14
Figura 9 Esquemas conceptuais da DBA convencional e da M-DBA, da transmissão ascendente no FH [24].....	15
Figura 10 Redistribuição dos comprimentos de onda de acordo com o tráfego móvel - com o tráfego uniforme (TWDM-PON) [19].....	16
Figura 11 Redistribuição dos comprimentos de onda de acordo com o tráfego móvel - com o tráfego não uniforme (TWDM-PON) [19].....	16
Figura 12 Evolução PON [19]	17
Figura 13 Representação do WDM-PON	17
Figura 14 Formato dum pacote Ethernet.....	19
Figura 15 Requisitos da latência numa rede C-RAN [30]	21
Figura 16 Visão geral do protocolo CPRI [33].....	23
Figura 17 Estrutura hierárquica duma trama CPRI [10]	24
Figura 18 Diagrama de blocos do método de compressão, decimação/interpolação	25
Figura 19 Redução da escala do sinal, pelo método escala digital	26
Figura 20 Diagrama de blocos do método de compressão, quantização não linear	26
Figura 21 1- ligação única ponto a ponto; 2- ligações múltiplas ponto a ponto; 3 – topologia star; 4 – topologia tree; 5- topologia chain; 6 – topologia ring;.....	27
Figura 22 Diagrama da rede fronthaul baseada na EPON	30
Figura 23 Atrasos temporais introduzidos pela EPON	32
Figura 24 Análise dos atrasos numa EPON no sentido descendente	33
Figura 25 Análise dos atrasos numa EPON no sentido ascendente.....	34
Figura 26 Fluxograma do cálculo de R para a EPON	37
Figura 27 Diagrama da rede fronthaul baseada na switched Ethernet.....	38
Figura 28 Atrasos temporais introduzidos pela switched Ethernet	40
Figura 29 Fluxograma do cálculo de R para a switched Ethernet sem prioridades e pacotes Ethernet de tamanho único (função 1)	42
Figura 30 Fila de espera relativa ao pacote proveniente da RRH 1, prioridade máxima $p=1$	43
Figura 31 Fila de espera relativa ao pacote proveniente da RRH 4, prioridade $p=4$	43
Figura 32 Fila de espera relativa ao pacote proveniente da última RRH N, prioridade mínima $p=N$	44
Figura 33 Fluxograma do cálculo de R_p para a switched Ethernet com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho único (função 2)	45
Figura 34 Fila de espera relativa ao pacote proveniente da RRH 4, prioridade $p=4$	46
Figura 35 Fluxograma da função CalculateL.....	48
Figura 36 Ilustração dos valores iniciais, para um tamanho inicial do campo de dados $M \times P_p = 32 \times 200 = 6400$ bytes	49
Figura 37 Fluxograma do cálculo de R_p para a switched Ethernet com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho variável (funções 3 e 4).....	51
Figura 38 Demonstração dos resultados do programa para a iteração 284, função 3.....	52

Figura 39 Demonstração dos resultados do programa para a iteração 284, função 4.....	53
Figura 40 Comprimento máximo de cada RRH em função do número de RRHs.....	55
Figura 41 Gráfico logarítmico da latência de pior caso em função do número de RRHs.....	56
Figura 42 Dois exemplos da cobertura máxima para a switched Ethernet.....	57
Figura 43 Ilustração de um possível resultado da localização das RRHs	61
Figura 44 Seleção da ligação das RRHs a um switch (Versão 1)	64
Figura 45 Seleção da ligação das RRHs a um switch (Versão 2)	65
Figura 46 Ilustração de um resultado do planeamento da rede switched Ethernet	67
Figura 47 Comparação da Versão 1 com a Versão 2	69
Figura 48 Número médio de switches em função do número de iterações $B_{rrh}=B_{bbu}=10$ Gbps, CPRI opção 2, $N_{casos}=100$ (7 macrocells, 11 picocells)	70
Figura 49 Número médio de RRHs com ligação direta à BBU em função do número de iterações $B_{rrh}=B_{bbu}=10$ Gbps, CPRI opção 2, $N_{casos}=100$ (7 macrocells, 11 picocells)	71
Figura 50 Comprimento total médio de fibra em função do número de iterações $B_{rrh}=B_{bbu}=10$ Gbps, CPRI opção 2, $N_{casos}=100$ (7 macrocells, 11 picocells)	71
Figura 51 Preço total (CAPEX) para diferentes cenários com números de RRHs diferentes	75
Figura 52 Potência total (OPEX) para diferentes cenários com números de RRHs diferentes	76

Lista de Tabelas

Tabela 1 Evolução das tecnologias de acesso versus suas funções	5
Tabela 2 Taxa de transmissão CPRI em função das tecnologias rádio [12]	9
Tabela 3 Conteúdo dum pacote Ethernet IEEE 802.1 Qbv/Qch [4]	19
Tabela 4 Valores dos atrasos numa ligação fronthaul [30].....	21
Tabela 5 Largura de banda do canal, tamanho da FFT e freq. de amostragem do LTE [34] .	23
Tabela 6 Especificações do CPRI [10]	25
Tabela 7 Parâmetros usados na análise da EPON.....	31
Tabela 8 Parâmetros usados na análise da switched Ethernet	39
Tabela 9 Tabela representativa da Figura 38.....	52
Tabela 10 Tabela representativa da Figura 39	53
Tabela 11 Resultados da função 3 e 4 do exemplo	54
Tabela 12 Exemplo de parâmetros, para a escolha aleatória das localizações das RRHs	60
Tabela 13 Processo de escolha aleatória da localização de um switch	63
Tabela 14 Custo dos switches e transdutores, de acordo com [37]	72
Tabela 15 Resultados globais do algoritmo de dimensionamento	72
Tabela 16 Tempo de execução médio por caso do algoritmo de dimensionamento, formato HH:MM:SS.....	73
Tabela 17 CAPEX/OPEX médio por cada caso	73
Tabela 18 Preço total (CAPEX) e potência gasta (OPEX), em função de várias configurações	75
Tabela 19 Parâmetros da Tabela 20	79
Tabela 20 EPON, B=10Gbps, CPRI op=1,2 e 3	79
Tabela 21 Parâmetros da Tabela 22 à Tabela 24	80
Tabela 22 Switched Ethernet sem prioridades e com pacotes Ethernet de tamanho único, B _{rrh} =1Gbps, B _{bbu} =10Gbps, CPRI opção=1	80
Tabela 23 Switched Ethernet sem prioridades e com pacotes Ethernet de tamanho único, B _{rrh} =B _{bbu} =10Gbps, CPRI op=1,2 e 3	81
Tabela 24 Switched Ethernet sem prioridades e com pacotes Ethernet de tamanho único, B _{rrh} =10Gbps e B _{bbu} =40Gbps, CPRI opção=1,2,3.....	81

Lista de Acrónimos

1G	Primeira Geração
2G	Segunda Geração
3G	Terceira Geração
4G	Quarta Geração
5G	Quinta Geração
ACK	Acknowledgement
ADC	Analog to Digital Converter
AGC	Automatic Gain Control
APON	Asynchronous Passive Optical Network
ATN	Asynchronous Transfer Mode
BBU	Base Band Unit
BPON	Broadband Passive Optical Network
BS	Base Station
BTS	Base Transceiver Station
C-RAN	Cloud/Centralized RAN
CAPEX	Capital Expenditure
CDMA	Code Division Multiple Access
CDR	Clock Data Recovery
CoE	CPRI over Ethernet
CoMP	Coordinated Multi-Point
CPRI	Common Public Radio Interface
CWDM	Coarse Wavelength Division Multiplexing
D-RoF	Digital RoF
DAC	Digital to Analog Converter
DBA	Dynamic Bandwidth Allocation
DWDM	Dense Wavelength Division Multiplexing
EDGE	Enhanced Data rates for GSM Evolution
eNB	Evolved Node B
EPON	Ethernet Passive Optical Network
EVDO	Evolution Data Optimized
FBA	Fixed Bandwidth Allocation
FCS	Frame Check Sequence
FDD	Frequency Division Duplex
FDMA	Frequency Division Multiple Access
FEC	Forward Error Correction
FFT	Fast Fourier Transform
GEM	GPON Encapsulation Method
GPON	Gigabit Passive Optical Network
GSM	Global System Mobile
GTC	GPON Transmission Convergence
HARQ	Hybrid Automatic Repeat reQuest

HDLC	High-level Data Link Control
IQ	In phase/Quadrature
ICI	Inter-Cell Interference
ICIC	Inter-Cell Interference Coordination
IP	Intellectual Property
LTE	Long-Term Evolution
LTE-A	Long-Term Evolution Advanced
LUT	Look-up Table
M-DBA	Mobile Dynamic Bandwidth Allocation
MAC	Medium Access Control
MIMO	Multiple-Input Multiple-Output
NACK	Negative acknowledgement
NAS	Non Access Stratum
NG-PON2	Next Generation Passive Optical Network
OAM	Operation & Maintenance
OBSAI	Open Base Station Architecture Initiative
OLT	Optical Line Terminal
ONU	Optical Network Unit
OPEX	Operating Expenditure
ORI	Open Radio Interface
OTN	Optical Transport Network
PC	Personal Computer
PDCP	Packet Data Convergence Protocol
PHY	Physical Layer
PON	Passive Optical Network
PSTN	public switched telephone network
RAN	Radio Access Network
RE	Radio Equipment
REC	Radio Equipment Control
RLC	Radio Link Control
RoF	Radio over Fiber
RRC	Radio Resource Control
RRH	Remote Radio Head
RTT	Round Trip Time
SDR	Software Defined Radio
SFD	Start Frame Delimiter
TCP	Transmission Control Protocol
TDMA	Time Division Multiplexing Access
TDM	Time Division Multiplexing
TWDM	Time Wavelength Division Multiplexed
UDN	Ultra Dense Networks
UE	User Equipment
UMTS	Universal Mobile Telecommunications System
WDM	Wavelength Division Multiplexing

Capítulo 1

Introdução

1.1 Enquadramento

A forma como as pessoas comunicam e vivem tem-se alterado com a evolução das comunicações móveis. Atualmente, um utilizador no seu dia a dia, não só recorre ao seu telemóvel para fazer chamadas e para enviar mensagens, mas também para partilhar vídeos e imagens. O aumento dos dispositivos de telecomunicações móveis, a melhoria das tecnologias de acesso rádio e a significativa redução de custos nas telecomunicações, levou a que se verificasse um aumento exponencial no consumo de tráfego móvel. Como se pode ver pela Figura 1, em 2016 o volume de tráfego gerado por *smartphones* cresceu, sendo cerca de três vezes superior ao tráfego gerado por outros dispositivos portáteis tais como PCs móveis, *tablets* e *routers* móveis. A quantidade de tráfego móvel usado por *smartphone* ativo em 2016 foi em média de 1.9 GB por mês, e numa perspetiva futura, em 2022, prevê-se uma média de 15 GB por mês [1]. As chamadas de voz tradicionais irão originar uma parte insignificante no tráfego móvel global, visto que os utilizadores estão a transitar para o uso de aplicações móveis para comunicação. Segundo as previsões em [1], mais de 90% do tráfego de dados móveis virá de *smartphones* em 2022.

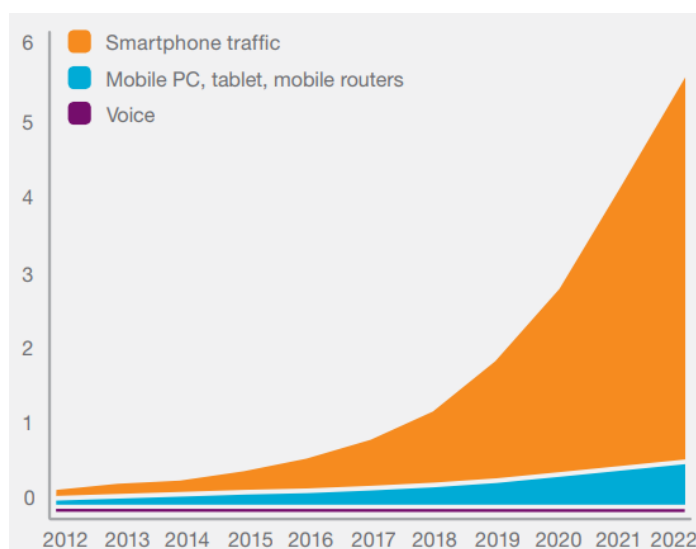


Figura 1 Tráfego móvel da Europa central e oriental (ExaBytes/mês) [1]

A este crescimento está associada uma evolução das infraestruturas de telecomunicações. Após o início das primeiras comunicações móveis digitais na década de 1990 de nome “Sistema Global para Comunicações Móveis”, originalmente de nome *Groupe Special Mobile* (GSM, 2G), posteriormente, na década de 2000, foi implementado a norma *Universal Mobile Telecommunications System* (UMTS, 3G) que trouxe maiores velocidades na transmissão de dados, em comparação com o GSM inicial. Atualmente, nas redes mais avançadas, *Long Term Evolution* (LTE, 4G), que tiveram a primeira implementação em 2012

[2], segundo [3], os resultados das velocidades 4G em média, das três grandes operadoras em Portugal são aproximadamente 20 Mbps e 9 Mbps para o tráfego descendente e ascendente respetivamente.

Para satisfazer as necessidades futuras do tráfego móvel (maiores velocidades e menores latências), uma nova norma, de nome 5G, espera-se ser implementada já em 2020. Para que seja possível acompanhar essas necessidades futuras, as operadoras terão a necessidade de implementar novas tecnologias de rádio (como por exemplo, sistemas cooperativos multiponto) que se traduzirão no aumento do número de antenas de maior capacidade. Para solucionar o problema de ser necessário maior capacidade, menores latências, melhorar a segurança e ao mesmo tempo reduzir os consumos de energia, novas tecnologias de redes de acesso estão a ser desenvolvidas, sendo a C-RAN (*Centralized-RAN*) uma das principais.

Na tecnologia C-RAN, as unidades de banda base BBUs (*Base Band Units*) encontram-se, em geral, instaladas num local central, designado por *BBU pool* e as cabeças de rádio RRHs (*Remote Radio Heads*) permanecem nos postes de telecomunicações ou até mesmo dentro de casa. A tecnologia C-RAN proporciona grandes vantagens para zonas de grande densidade populacional onde há maior consumo de tráfego.

1.2 Motivação

O crescimento da utilização de dispositivos móveis para acesso à Internet é acompanhado com um aumento exponencial da intensidade de tráfego. Para lidar com este crescimento, os operadores móveis têm que aumentar a capacidade das suas redes de acesso para satisfazer as exigências dos utilizadores. No âmbito deste trabalho, adota-se a perspetiva de evolução da atual RAN (4G) para as redes de quinta geração (5G) onde, por sua vez, se insere a arquitetura C-RAN (demonstrada na Figura 2).

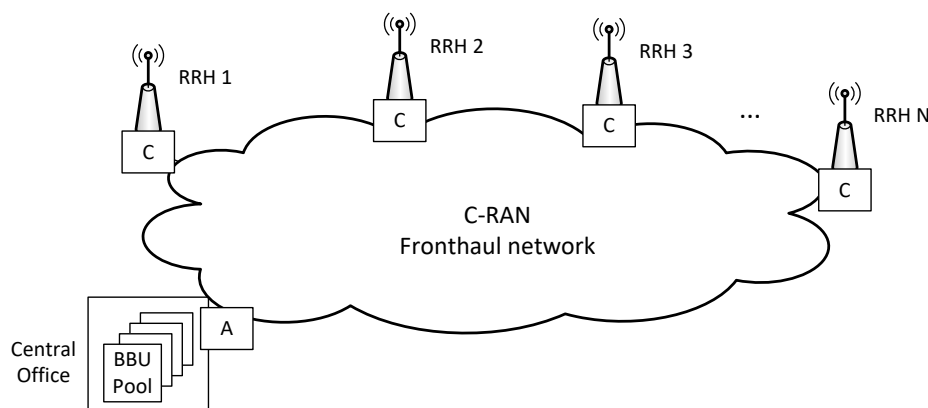


Figura 2 Arquitetura genérica da C-RAN

Na arquitetura C-RAN, o processamento dos sinais rádio em banda base é centralizado numa unidade central, também denominada *BBU pool*, minimizando o processamento necessário em cada antena. Na rede que liga as RRHs à *BBU pool* na C-RAN (de nome *fronthaul*), os sinais rádio são transportados normalmente sobre fibra ótica, recorrendo a várias normas, tais como o CPRI, OBSAI ou ORI. Recentemente, tem despertado um grande interesse pelos operadores, pelos fabricantes de equipamentos de telecomunicações e pela comunidade científica o transporte de sinais de rádio, CPRI, em pacotes Ethernet (CoE). A implementação do CPRI nativo no *fronthaul*, *i.e.*, baseada em fibras óticas dedicadas da *BBU pool* às RRHs, é uma solução dedicada que não usa de forma eficiente a capacidade de

transmissão disponível nas fibras óticas. Por outro lado, o CoE tem o potencial de ser uma solução mais económica (se permitir a integração de diferentes serviços) e pode ser facilmente reconfigurável [4]. Não obstante, o CoE é uma tecnologia ainda sob investigação, sendo preciso testar a sua viabilidade, alternativas e limites, constituindo o objetivo central desta dissertação.

1.3 Objetivos

A presente dissertação pretende dar continuidade a um trabalho final de mestrado, denominado “Performance study of mobile Fronthaul”, da autoria de Aziza Zaouga [5]. Nesse trabalho, foi estudado o desempenho das redes *switched* Ethernet e da utilização de redes óticas passivas EPON (Ethernet *Passive Optical Networks*) no *fronthaul* das redes C-RAN.

A partir desse estudo, nesta dissertação propõe-se várias alterações ao trabalho anterior tais como alguns parâmetros do sistema (tamanho do cabeçalho Ethernet, tempo de guarda da EPON, etc ...), o procedimento do cálculo do intervalo temporal TDMA para a transmissão de pacotes Ethernet na EPON (sentido ascendente) e ainda o tempo de armazenamento no destino (mecanismo de eliminação do *jitter*) tanto para a EPON como para a *switched* Ethernet.

Neste sentido, nesta dissertação pretende-se, numa primeira fase, estimar o desempenho, numa perspetiva de pior caso, da *switched* Ethernet e da EPON no *fronthaul*. Para a *switched* Ethernet é feito o estudo do desempenho explorando a possibilidade de usar prioridades e também campos de dados (*payloads*) Ethernet variáveis. Posteriormente, é comparado o desempenho que se obtém entre a *switched* Ethernet e a EPON, e ainda as diferentes técnicas usadas na *switched* Ethernet. Os resultados do trabalho realizado nesta fase foram apresentados em forma de artigo na conferência ICTON [6].

Na segunda parte, pretende-se desenvolver algoritmos de planeamento de redes CoE que cumprem com os requisitos de desempenho impostos pelo LTE. Esta parte faz uso da análise de pior caso de desempenho realizada na primeira fase, por forma a quantificar, na prática, os ganhos que podem ser obtidos para diferentes opções na camada Ethernet da rede (como exemplo, prioridades e campos de dados variáveis). Nesta análise, são criados vários cenários de distribuição de antenas num determinado raio em torno da localização da BBU *pool* e, posteriormente, é feita uma análise dos resultados de planeamento que se obtém para cada uma das opções.

1.4 Estrutura da dissertação

Esta dissertação está organizada da seguinte forma:

- **Capítulo 1:** Este capítulo apresenta o enquadramento da evolução das redes móveis, a necessidade duma arquitetura do tipo da C-RAN para a futura geração das mesmas, os objetivos do trabalho a realizar e a descrição da estrutura da dissertação.
- **Capítulo 2:** Este capítulo apresenta os conceitos gerais relacionados com as redes de acesso atuais (RAN), bem como os desafios e perspetivas para as futuras redes de acesso, dando especial atenção ao caso concreto da C-RAN, sob a qual assenta o trabalho desta dissertação. Consequentemente, é explorado o tema do *fronthaul*, descrevendo em detalhe a latência máxima e o *jitter* máximo requeridos pelo LTE, bem como as diferentes opções de taxas de transmissão do CPRI e níveis de compressão.

- **Capítulo 3:** Este capítulo apresenta uma análise de pior caso, em termos de distância máxima entre a BBU *pool* e as RRHs, de redes *fronthaul* em que a comunicação entre RRHs e respectivas BBUs é feita segundo o protocolo CPRI sobre duas tecnologias Ethernet, a EPON e a *switched* Ethernet. Na parte final do capítulo, as diferentes alternativas tecnológicas são comparadas em termos de número máximo de RRHs suportados e distância máxima que cada alternativa permite.
- **Capítulo 4:** Este capítulo apresenta os algoritmos desenvolvidos de planeamento de redes *fronthaul* baseadas em *switched* Ethernet. De seguida, os algoritmos são avaliados em cenários gerados aleatoriamente com dois objetivos; o primeiro é avaliar a sua eficiência e o segundo é avaliar os ganhos que se obtêm com o uso de prioridades e de tamanhos de pacotes diferentes na rede Ethernet de suporte.
- **Capítulo 5:** Este capítulo apresenta as principais conclusões do trabalho realizado bem como alguns aspetos considerados de interesse num futuro desenvolvimento do trabalho realizado.
- **Apêndice A.1 e A.2:** Resultados para a EPON e *switched* Ethernet, sem recurso a prioridades nem tamanhos variáveis de pacotes Ethernet. (Ref: Cap. 0)

Capítulo 2

Estado de arte

2.1 Redes de Acesso Rádio (RAN)

A *Radio Access Network* (RAN) engloba todo o sistema de telecomunicações móveis e liga-o com a *Core Network* ou *Backbone*. A topologia RAN tradicional é composta por um conjunto disperso de Estações Base Transcetoras (BTS), que cobre uma certa área e tem uma operação quase independente de outras RANs. Isto leva a custos associados de construção e operação, a problemas de partilha de recursos quando há sobrecarga de um setor de antenas e, por fim, a um desperdício de recursos em momentos de pouca utilização, uma vez que as antenas estão preparadas para suportar tráfego máximo.

Com o crescimento do número de utilizadores e das taxas transmissão-receção/utilizador, foi necessário utilizar técnicas de modulação digitais em detrimento das analógicas. Com a evolução das tecnologias de acesso, como ilustra na Tabela 1, foi necessário a criação de diferentes esquemas de modulação/codificação e diferentes técnicas de multiplexagem, com o intuito de satisfazer o aumento dos serviços suportados, cada vez mais exigentes em termos de largura de banda e alguns deles de muito baixa latência.

Gerações	1G	2G	2.5G	3G	3.5G	4G	5G
Cronologia	1970-1980	1990-2000	2001-2004	2004-2005	2006-2010	2011-Agora	Futurament e 2020
Largura de Banda	2 Kbps	64 Kbps	144 Kbps	2 Mbps	Mais de 2 Mbps	1 Gbps	Mais de 1 Gbps
Tecnologia	Analógico	Digital	GPRS, EDGE, CDMA	CDMA, UMTS, EDGE	EDGE Wi-Fi	WiMax LTE Wi-Fi	
Serviço	Voz	Voz digital, SMS	SMS, MMS	Melhor qualidade de áudio, Vídeo e dados	Melhor qualidade de áudio, Vídeo e dados	Dinâmica de acesso a informação , Dispositivos portáteis	Dinâmica de acesso a informação, Dispositivos com capacidade AI
Multiplexagem	FDMA	TDMA, CDMA	CDMA	CDMA	CDMA	CDMA	CDMA
Switching	Circuito	Circuito, Pacotes	Pacotes	Pacotes	Pacotes	Pacotes	Pacotes
Core Network	PSTN	PSTN	PSTN	Pacotes	Internet	Internet	Internet
Handover	Horizontal	Horizontal	Horizontal	Horizontal	Horizontal	Horizontal e vertical	Horizontal e vertical

Tabela 1 Evolução das tecnologias de acesso *versus* suas funções

2.2 C-RAN

A *Cloud/Centralized Radio Access Network* (C-RAN) representa uma reorganização da atual RAN, capaz de lidar com os casos típicos da RAN, desde as células *macro* até às células *femto*. A C-RAN terá um papel importante na passagem da quarta geração (4G) de redes móveis, para a quinta geração (5G).

A C-RAN consiste na separação das tradicionais BTS em BBUs e RRHs. Numa situação real, as BBUs estão agregadas na *BBU pool* enquanto as RRH estão espalhadas em redor. Neste caso, a rede *backhaul* liga a *BBU pool* à *core network* e, por sua vez, a rede *fronthaul* providencia a ligação das RRHs à *BBU pool*. Assim a C-RAN é composta por dois elementos principais:

- A *BBU pool* é um *cluster* virtualizado que tem a função de processar a informação de rádio em banda base (PHY/MAC). Este elemento tem como função gerir e processar os sinais provenientes das diferentes RRHs e otimizar a atribuição dos recursos rádio. De referir que a antiga interface X2 que interligava as antenas/*base stations* numa rede RAN tem agora um novo formato X2+ que suporta a comunicação da *BBU pool* com outras *pools* [7].
- As RRHs são constituídas por agregados de antenas, amplificadores de potência de rádio frequência, conversores analógicos digitais (ADC) (e vice-versa (DAC)), entre outros componentes. Uma vez que grande parte do processamento em banda base é feito na BBU, as RRHs consomem menos energia, são menos complexas, ocupam menos espaço e apresentam, em geral, uma solução com um custo de operação e manutenção bastante inferior.

Para alcançar uma melhoria na taxa de transferência de dados e na latência, a C-RAN poderá tirar partido das seguintes soluções [8]:

- Recurso a uma enorme implementação de *small cells* para Redes Ultra Densas (UDN);
- Coordenação da interferência entre células (ICIC);
- Coordenação de múltiplos pontos de transmissão e receção (CoMP);
- Recurso a (M-)MIMO;
- Agregação de portadoras;
- Centralização dos processos;
- Separação do plano do utilizador/controlador.

2.2.1 Arquitetura da C-RAN

De acordo com [9], existem duas arquiteturas principais de separação das funções entre RRHs e BBUs, no *fronthaul*. Neste contexto, importa destacar que há outras soluções para separar as funções entre as RRHs e BBUs. No entanto, estas são as que beneficiam mais da centralização.

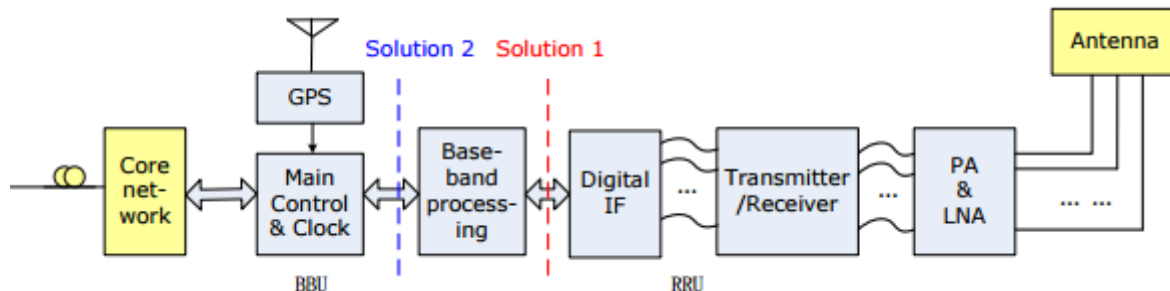


Figura 3 Estruturas da C-RAN [9]

- **Centralização total (Solution 2: Figura 3):**

Esta arquitetura foi a escolhida para o trabalho desta dissertação. Nesta arquitetura, as funções das camadas LTE 1, 2 e 3 (descritas mais à frente) estão localizadas na BBU. Esta configuração permite ter RRHs de baixa complexidade, porque a BBU contém todos os processos de gestão da tradicional BS. No entanto, aumenta consideravelmente os requisitos necessários na capacidade da ligação *fronthaul* porque os sinais de rádio são transmitidos na fibra ótica em formato digital (D-RoF – *Digital Radio over Fiber*). Nesta arquitetura, o fluxo de dados D-RoF é de ritmo constante independentemente do número de utilizadores ativos. Neste tipo de transmissão, são usadas interfaces como o CPRI, OBSAI ou ORI, para transportar os sinais de rádio em banda base, em Quadratura e em Fase (IQ) [10] em que a RRH contém os conversores ADC no sentido ascendente e DAC no sentido descendente.

Dado o processamento centralizado na BBU *pool* [9], a centralização total tem como vantagens, a facilidade em fazer atualização e manutenção, simplicidade do lado da RRH, capacidade de suportar múltiplas tecnologias de rádio e eficiente cooperação entre várias RRHs. As desvantagens são os requisitos de capacidade na ligação BBU-RRH (*fronthaul*) e a latência associada a esta ligação que não permite que a ligação possa ser de longo alcance.

- **Centralização parcial (Solution 1: Figura 3):**

Nesta arquitetura, a RRH contém funções de rádio e processos de banda base relacionadas com os sinais de rádio. Partes da camada 1 e superiores do LTE continuam na BBU (apesar dos processos de banda base não estarem do lado da BBU, continua-se a chamar BBU, por simplificação). Nesta estrutura, é aliviado o *overhead* da ligação RRH-BBU, visto que a maior parte das funções da camada 1 estão do lado da RRH. Características como coordenação de múltiplos pontos de transmissão e receção (CoMP), e a cooperação espacial do MIMO são menos eficientes nesta arquitetura [11].

2.2.2 Vantagens da C-RAN

Na arquitetura C-RAN, com a centralização das BBUs é possível obter uma melhor eficiência na sua utilização bem como uma redução nos custos de operação e manutenção. Como principais vantagens da arquitetura C-RAN destacam-se:

- A redução dos custos da energia consumida. Grande parte dos custos operacionais (OPEX) numa rede RAN é devida ao consumo de energia elétrica. Com a C-RAN é possível reduzir o número total de BBUs ativas, em certas horas do dia, em que o tráfego é reduzido, (*i.e.*, durante o período noturno, algumas BBUs podem ser desligadas sem afetar o desempenho da rede). Por ultimo, devido à simplicidade de uma RRH, deixam de ser necessários grandes gastos em mecanismos de arrefecimento (como ar condicionado), além da redução significativa no custo do aluguer do espaço.

- Uma grande flexibilidade em termos de atualização/manutenção da rede, devido à menor complexidade das RRH. Quando há grandes volumes de tráfego ou falhas, estes casos são solucionados com a reconfiguração automática da BBU *pool*. Quando é necessária a intervenção humana, usualmente esta é feita nos pontos centrais onde estão as BBUs *pools*. Pelo contrário, a RAN tradicional tem os eNBs espalhados geograficamente o que torna mais difícil a intervenção. Com o uso de tecnologias como sistemas de rádio configurado por software (SDR), a BBU *pool* da C-RAN pode suportar múltiplas normas e as comunicações rádio podem ser configuradas remotamente, por software (*i.e.*, atualizações para novas frequências ou novas normas podem ser feitos por atualizações de software em vez de atualizações de hardware).
- Aumento da capacidade de transmissão. Com o avanço da tecnologia LTE-A, a arquitetura C-RAN será um bom suporte a este avanço, porque com a introdução de técnicas cooperativas na BBU *pool* é possível melhorar a coordenação *Multi-Cell* MIMO e a coordenação de interferência entre células (ICIC). O tempo de interrupção, devido ao *handover*, é reduzido por ser feito dentro da BBU *pool* e não entre eNBs, sendo assim possível reduzir o atraso devido ao *handover*. Em funções como CoMP, que consistem no uso simultâneo de diferentes estações base, para que o desempenho do sinal multiplexado recebido pelo utilizador seja o melhor, é necessário uma boa gestão/coordenação dos recursos das estações base. Apenas assim a interferência pode ser mantida em níveis baixos e, consequentemente, a taxa de transferência pode ser aumentada, bem como o número de antenas. Outra vantagem é que, no geral, a informação total enviada para a *core network* é reduzida, depois de esta ter sido agregada na BBU *pool*.
- Uma melhor adaptabilidade a tráfego não uniforme. As estações base numa rede RAN estão dimensionadas para operar em certas áreas nos períodos de maior tráfego, *i.e.*, em zonas de escritórios e de produção durante as horas de trabalho. Fora das horas laborais, os recursos de rádio destas áreas são desaproveitados. Por outro lado, a topologia centralizada na C-RAN permite uma maior eficiência da gestão dos recursos de rádio existentes [7].

A Figura 4 descreve os fatores que mais influenciam os custos tanto operacionais (OPEX) como de capital (CAPEX) da RAN. Com a arquitetura C-RAN, o operador pode beneficiar nos custos de energia, operação/manutenção e no aluguer (se for possível implementar antenas móveis nos *routers* dentro de casas), o que torna possível minimizar os fatores mais dispendiosos da RAN. Em termos do custo de capital (CAPEX) para a C-RAN, o custo de implementar novas tecnologias será sempre significativo para os operadores. No entanto, estudos feitos demonstram que, a longo prazo, os ganhos no OPEX terão um retorno positivo em relação aos custos iniciais gastos nas tecnologias para implementar uma topologia C-RAN [9].

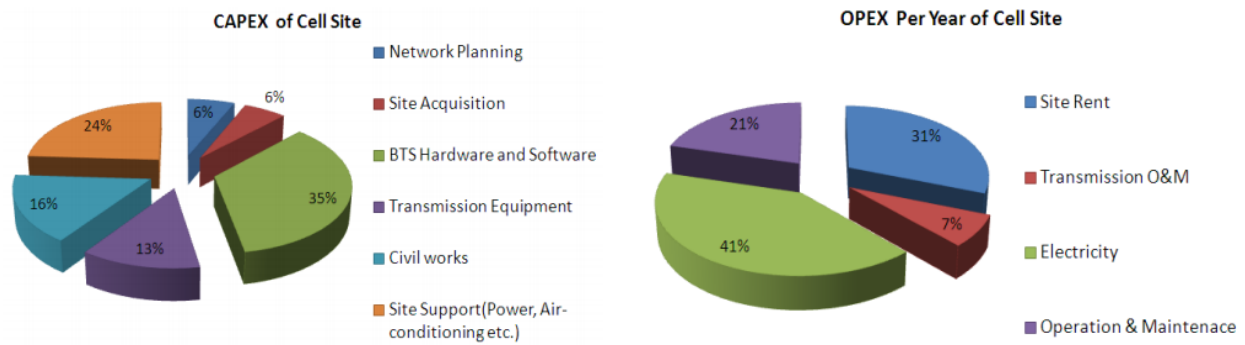


Figura 4 Análise do CAPEX e OPEX numa estação base (RAN) [9]

2.2.3 Desafios da C-RAN

A rede *fronthaul* C-RAN tem como principal desafio suportar uma grande taxa de transmissão na ligação RRH-BBU. Considerando o caso do LTE, com uma largura de banda do canal de rádio de 20MHz, cada ligação RRH-BBU requer 1.2288 Gbps, para uma única antena e setor, em configuração SISO e requer 2.4576Gbps na configuração MIMO 2x2. Estes dois exemplos multiplicados pelo número de setores, dão uma quantidade enorme de informação para ser transportada, como se pode ver melhor na Tabela 2, considerando um único setor por RRH (estes valores, necessitam ainda de ser multiplicados pelo o número de setores, caso exista mais do que um), razão pela qual a rede de transporte *fronthaul*, necessita de suportar uma elevada largura de banda, além de ter de cumprir com os requisitos de latência e *jitter* do LTE (Sec. 2.3.2) e ser economicamente viável.

Configuração da Antena	LTE Largura de banda	
	10 MHz	20 MHz
2x2 MIMO	1.2288 Gbps	2.4576 Gbps
4x2 (4x4) MIMO	2.4576 Gbps	4.9152 Gbps
8x2 (8x4, 8x8) MIMO	4.9152 Gbps	9.8304 Gbps

Tabela 2 Taxa de transmissão CPRI em função das tecnologias rádio [12]

Um estudo desenvolvido em [13], focado no impacto da separação das funcionalidades entre a BBU e a RRH, chegou à conclusão que com a centralização total é possível ter melhores ganhos de multiplexagem nos recursos da BBU. Contudo, o tráfego da ligação *fronthaul* é extremamente alto. Quanto mais funcionalidades são movidas da BBU *pool* para as RRHs, menor é o ganho de multiplexagem na BBU *pool* e implica um maior processamento do lado da RRH, mas a largura de banda é menor, entre outros aspetos já referidos na Sec. 2.2.1. Uma alternativa para reduzir o tráfego da ligação *fronthaul* mantendo a centralização total é o uso de técnicas de compressão dos sinais I/Q, técnicas estas que serão analisadas na Sec. 2.3.2.2.

No *fronthaul* as soluções que permitem ligar as BBUs às RRHs têm de suportar grandes taxas de transmissão e baixa latência. Para se conseguir uma redução de energia, as BBUs têm de ser escolhidas de forma a otimizar o número de RRHs/BBU ativas [7]. Logo, deve haver uma boa distribuição geográfica das RRHs, consoante as necessidades de tráfego e um bom estudo dos agregados de RRHs a ligar à BBU.

2.2.4 Arquitetura das diferentes camadas

As principais funções de uma estação base podem ser divididas em funcionalidades de rádio (lado direito da Figura 5) e processamento de banda base (lado esquerdo da Figura 5). No caso da tecnologia de rádio LTE, o processamento de banda base está dividido em três camadas distintas: a Camada Física também denominada por Camada 1 (*Layer 1*), a Camada de Dados ou Camada 2 (*Layer 2*) e, por fim, a Camada de Rede ou Camada 3 (*Layer 3*). Estas camadas, por sua vez, podem separadas em duas partes, as camadas localizadas do lado da BBU e as camadas localizadas do lado da RRH. No caso da Figura 5 estão todas do lado da BBU o que corresponde à arquitetura com centralização total conforme descrito anteriormente.

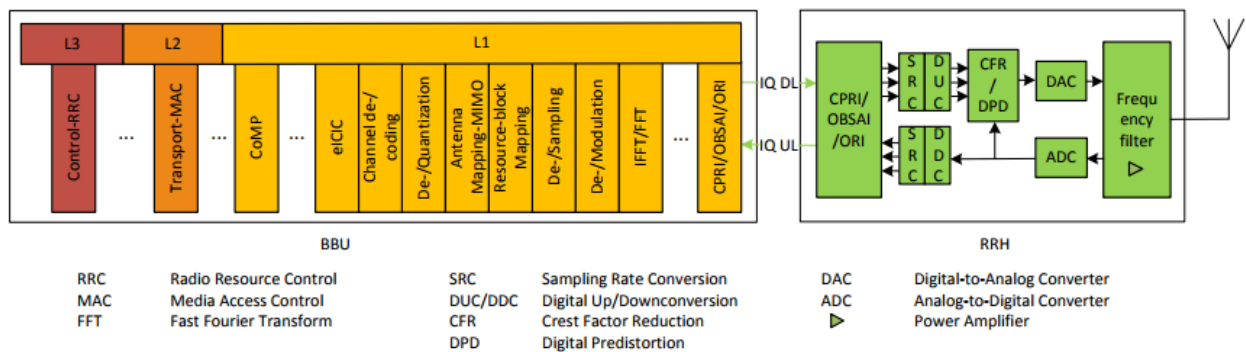


Figura 5 Funcionalidades de uma estação base LTE

Na tecnologia rádio LTE, o processamento de banda base está distribuído pelas seguintes camadas:

- **Camada 1 (Camada Física)**

A Camada 1 é responsável pelo transporte das camadas superiores via rádio. Esta camada tem como principais funções: codificar/descodificar, modelar/desmodular sinais rádio, pesquisa de células (para fins de sincronização inicial e *handover*), processamento MIMO, CoMP, entre outras [14].

- **Camada 2 (Camada de Dados)**

A Camada 2 encontra-se distribuída pelas seguintes subcamadas:

RLC (Radio Link Control): esta subcamada tem como funções principais, concatenar, segmentar e refazer os pacotes das camadas superiores para serem transmitidos pelos canais rádio. Esta camada tem como outras funções: detecção e correção de erros através de mecanismos ARQ, reordenação de tramas RLC, entre outras [15].

MAC (Medium Access Control): esta subcamada é responsável por multiplexar e demultiplexar dados entre a subcamada RLC e os blocos de transporte da Camada 1. Esta camada tem como principais funções: correção de erros através de mecanismos HARQ, calendarização de recursos rádio entre os utilizadores (UEs), priorização de canais lógicos, entre outras [16].

PDCP (Packet Data Convergence Protocol): esta subcamada tem como finalidade transferir os dados do plano do utilizador e do plano de controlo, bem como os cifrar/decifrar, comprimir/descomprimir os cabeçalhos dos fluxos de dados IP, etc [17].

- **Camada 3 (Camada de Rede)**

A Camada 3 encontra-se distribuída pelas seguintes subcamadas:

RRC (*Radio Resource Control*): Esta subcamada tem como finalidade, a negociação das chaves de segurança, fornecer informações para os utilizadores, como o estado de chamadas, configuração de canais, transferência entre células e mobilidade (*handover*), entre muitas outras funções de controlo de serviços rádio [14].

NAS (*Non Access Stratum*): Esta subcamada suporta a mobilidade do utilizador, bem como os processos de gestão da sessão, a estabelecer ou a manter, da conectividade IP entre o utilizador e a rede [14].

2.3 Rede *fronthaul*

Numa arquitetura C-RAN, a rede *fronthaul* é responsável pelo transporte dos sinais de rádio e da informação de gestão e controlo entre a BBU e as RRHs. Nas redes atuais, a ligação *fronthaul* pode ser feita utilizando redes estruturadas em cobre, em fibra ótica ou em enlaces de micro-ondas. Do ponto de vista do meio de transporte, a fibra ótica é o mais indicado devido à sua baixa atenuação, grande largura de banda e elevada imunidade às interferências eletromagnéticas. Nos casos em que é possível instalar fibra ótica, devido às suas excelentes características é o meio apropriado para o transporte D-RoF, utilizando por exemplo os protocolos CPRI, ORI ou OBSAI. Relativamente às redes de transporte de sinais de rádio no *fronthaul*, estas podem ser designadas de ativas ou passivas, consoante a necessidade de intercalar elementos na rede que consumam energia ou não, respetivamente. Além disso, podem ter várias topologias, que serão referidas para cada caso na Sec. 2.3.1.

Uma ligação *fronthaul* apresenta vários requisitos, quando se pretende transmitir sinais digitais síncronos, como por exemplo o CPRI. É preciso ter em conta o limite da capacidade do canal de transmissão, latência máxima imposta por uma rede LTE, *jitter*, entre outros aspetos a referir na Sec. 2.3.2.

2.3.1 Soluções de transporte no *fronthaul*

Nesta secção, analisam-se diversas tecnologias que se podem usar para o transporte do CPRI, entre uma RRH e uma BBU. Em particular são analisadas a fibra dedicada, a *Time Division Multiplexed Passive Optical Network* (TDM-PON), o Ponto-a-Ponto *Wavelength-division multiplexing* (WDM), a *Time and Wavelength Division Multiplexed Passive Optical Network* (TWDM-PON), a *Wavelength Division Multiplexed Passive Optical Network* (WDM-PON), ligação Ponto-a-Ponto por Micro-ondas (*Microwave*), a *Optical Transport Network* (OTN) e, por fim, a *switched Ethernet*.

- **Fibra dedicada**

Uma ligação *fronthaul* através de fibra dedicada consiste numa ligação direta de cada RRH à BBU *pool*. Neste caso, o transporte do CPRI é feito sem ser necessário encapsulamento, o que permite que os sinais digitais sejam transmitidos à máxima distância apenas limitada pelo tempo de propagação dos sinais na fibra ótica. Permite também ter latência mínima por não ser necessário encapsular o CPRI noutro protocolo [18]. Além disso, não há custos adicionais com equipamentos de multiplexagem, apresentando um *jitter* quase desprezável. Na inexistência de fibra disponível, é necessário estudar o uso de outras opções, uma vez que o uso de fibra dedicada não aproveita na totalidade a sua capacidade.

- **Multiplexação por Divisão no Tempo numa Rede Ótica Passiva (TDM-PON)**

Para as redes móveis 5G prevê-se, em zonas populosas, uma elevada densidade de células, de dimensão reduzida, onde as RRHs estão relativamente próximas umas das outras. Neste sentido, o TDM-PON é uma tecnologia adequada para o transporte do CPRI, uma vez que, apresenta uma boa relação OPEX/CAPEX. Nesta tecnologia, as RRHs partilham o mesmo terminal de linha ótica (OLT), a mesma fibra entre este terminal e o nó passivo (o *splitter*), em geral, situado perto das antenas. Deste nó sai uma fibra dedicada a uma RRH ou a um conjunto de RRH próximas, ligadas em cascata. Uma vantagem do TDM-PON, em relação ao WDM-PON, é que este apenas necessita dum transceptor ótico do lado da OLT, enquanto o WDM-PON precisa do mesmo número de transceptores óticos (do lado da OLT), com comprimentos de onda diferentes, consoante o número de unidades de rede óticas (ONUs).

O TDM-PON é uma tecnologia que apresenta alguns constrangimentos ao nível da sincronização e latência, entre a BBU e as RRHs sendo que na operação da rede TDM-PON, a sincronização entre a OLT e a ONU terá que ser precisa para que haja uma sincronização perfeita entre a RRH e a BBU. Na arquitetura duma PON podem-se encontrar os seguintes componentes:

- OLT – A OLT está localizada numa infraestrutura central “*Central Office*” (CO) e tem como principal função controlar a informação que é transmitida e recebida entre a OLT e cada uma das ONUs, bem como decidir o instante de tempo inicial para cada ONU poder transmitir e ainda a duração desse intervalo de transmissão.
- ONU – A ONU tem como função no sentido ascendente agrupar os dados para depois serem transmitidos durante o intervalo temporal que lhe foi previamente atribuído pela OLT, por um canal ótico para a OLT. No caso geral, uma ONU não está apenas dedicada a antenas, mas também pode ser utilizada para ligar equipamentos de outros serviços.

O funcionamento do TDM-PON, como pode ser visto no exemplo da Figura 6, no sentido ascendente é definida uma parcela de tempo a cada ONU/RRH para transmitir. No sentido descendente a OLT entrega a mesma informação a todas as ONUs/RRHs, mas cada uma só coleta a informação que lhe é endereçada. Isto é possível porque, no sentido da OLT para as ONUs, o nó ótico passivo intermédio divide a energia do sinal ótico proveniente da OLT pelas várias ONUs. No sentido ascendente, os sinais provenientes das ONUs são adicionados num único sinal que é enviado para a OLT. Assim, para evitar colisão entre sinais de diferentes ONUs, cada ONU só transmite num intervalo de tempo específico que lhe é atribuído previamente pela OLT. É preciso ter em conta que numa PON os dois sentidos (ascendente e descendente) são usados simultaneamente, pois cada sentido usa um comprimento de onda ótico diferente (além de que o fluxo de dados pode ser variável em cada um dos sentidos).

[19]

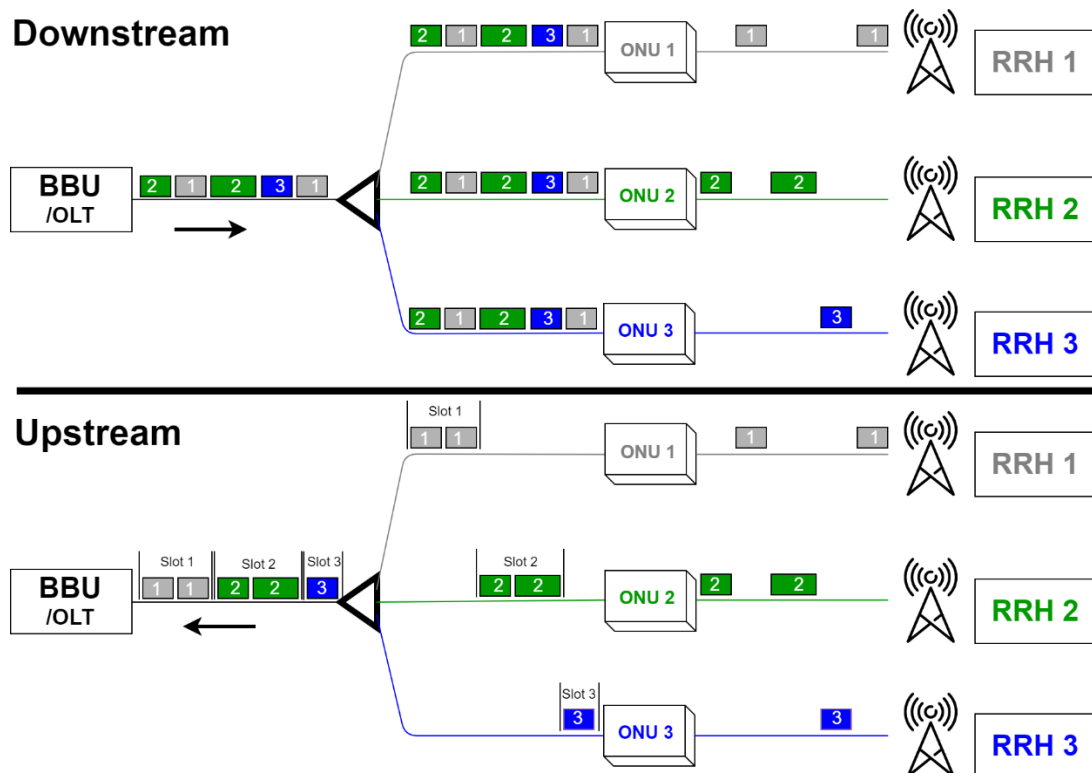


Figura 6 Princípio de funcionamento da PON, sentido descendente/ascendente [20]

Entre o período de transmissão de duas ONUs diferentes, há um tempo de guarda. Este tempo de guarda previne que as duas ONUs não interfiram entre si. Na Figura 7 está representada a estrutura do tempo de guarda, que é composto pelo tempo de um laser para emitir (512 ns), Controlo Automático de Ganho (AGC) que tem como função fornecer uma amplitude do sinal controlada na sua saída, apesar da variação da amplitude no sinal de entrada (128 ns), Relógio e Recuperação de Dados (CDR) em que o recetor sincroniza o seu sinal relógio com uma frequência aproximada da referência e de seguida alinha a fase do sinal relógio com as transições dos dados recebidos (128 ns) e zona morta “Dead Zone” que é um tempo adicional imposto pelo protocolo “IEEE 802.3ah Multi-Point Control” (192 ns) [21]. No total o tempo de guarda (T_g) tem a duração de 1024 ns.

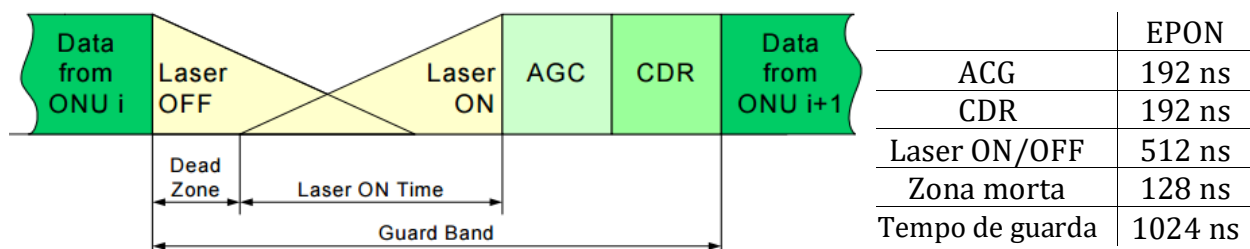


Figura 7 Estrutura do tempo de guarda [21]

Inicialmente, a oferta, pelos operadores, de soluções com fibra ótica até casa começou com a normalização da PON. A primeira norma baseada no Modo de Transferência Assíncrono (ATM), conhecida por APON e que posteriormente deu início ao *broadband* PON (BPON), foi inicialmente desenhado para velocidades de 622 Mbit/s descendente e de 155 Mbit/s ascendente. Posteriormente surgiram as redes passivas Gigabit que deram origem ao GPON e com maiores velocidades (2.488/1.244 Gbit/s) e melhor eficiência espectral graças ao uso de pacotes variáveis e de tamanho maior (atualmente com velocidades superiores e

com grande utilização no continente europeu e nos EUA). Por fim, surgiu a *Ethernet* PON (EPON) que se tornou um candidato bem-sucedido e com grande utilização no continente asiático, uma vez que o seu Plano de Controlo ou Camada 2 é simplificado por não ser necessário encapsulamento extra (comparação feita com a GPON na Figura 8). Atualmente o grupo IEEE 802.3 tem como tarefa aumentar as velocidades atuais de 10 Gbps e já há estudos que indicam a possibilidade de se obter velocidades de 40/100 Gbps com um alcance de 40 Km. Outra tese sugere o aumento para 400 GbE e 1 TbE. [22]

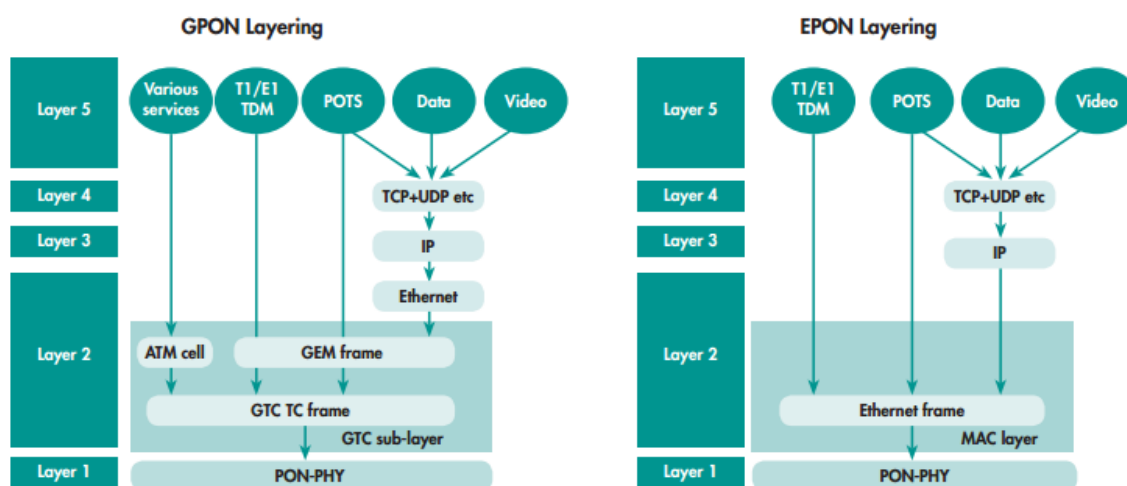


Figura 8 Protocolo GPON vs EPON [20]

No que concerne à gestão da largura de banda da PON, no sentido ascendente existem vários métodos de acesso ao meio. Um dos métodos é a Alocação Fixa da Largura de Banda (FBA) em que é atribuída a cada ONU uma largura de banda fixa ao longo do tempo. Este método não é eficiente para serviços IP/Ethernet, porque é desaproveitada largura de banda quando há variações no tráfego, ou quando uma ONU não está a transmitir dados. Com a Alocação Dinâmica da Largura de Banda (DBA), é permitido que a OLT possa ajustar a largura de banda no sentido ascendente de cada ONU em tempo real de acordo com o tráfego das ONUs. Para isso, é necessário que no sentido ascendente só seja atribuída a largura de banda para a ONU poder transmitir após uma troca de informações com a OLT. Isto traz melhorias quando a largura de banda varia com o tempo consoante o tráfego rádio dos UE. Desta forma, poupa-se largura de banda em relação ao método FBA. No entanto, este método pode ter um efeito negativo em termos de latência, uma vez que é necessário tempo adicional para a troca de informações necessárias. A OLT obtém inicialmente a informação do tráfego das ONUs através de pedidos de largura banda (REPORT) feitos pelas ONUs, como se pode ver na Figura 9. Depois, a OLT usa um algoritmo para calcular, no sentido ascendente, a largura de banda a ser atribuída, durante um ciclo, a cada ONU e notifica as ONUs com uma mensagem (GATE). Este processo assegura que não haverá conflitos entre as ONUs [23]. Em virtude desta troca ter duração da ordem dos milissegundos, este método é incompatível com a transmissão de fluxos CPRI que têm requisitos de latência bem inferiores (impostos pelo HARQ do LTE).

No estudo do desempenho de pior caso apresentado no Cap. 3 assumiu-se uma variante do DBA, com o nome de *mobile* DBA (M-DBA), em que antes do Equipamento do Utilizador (UE) começar a transmitir dados, a BBU já calendarizou o tempo e a largura de banda, que cada ONU tem disponível, antes da chegada de sinais rádio uma vez que a BBU gera a cada 0.5 ms (equivalente ao período de atribuição do endereço MAC no LTE), sinais de controlo com a informação da largura de banda (BW) disponível antes de serem gerados dados pelo

UE. Isto resulta em grandes melhorias no tempo de latência no sentido ascendente, como se pode ver melhor na Figura 9 [24].

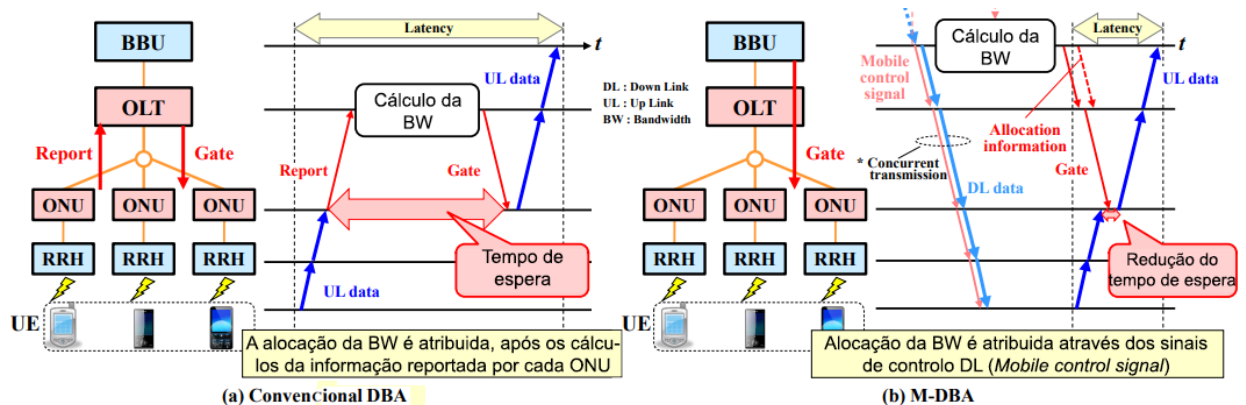


Figura 9 Esquemas conceituais da DBA convencional e da M-DBA, da transmissão ascendente no FH [24]

- **Ponto-a-Ponto, Multiplexação por Divisão de Comprimento de Onda (WDM)**

A tecnologia WDM consiste em multiplexar um conjunto de portadoras numa única fibra ótica, utilizando portadoras com diferentes comprimentos de onda (λ). Esta solução é aplicável a *macrocells* quando é necessário transportar uma largura de banda consideravelmente grande dos sinais CPRI, OBSAI, ou ORI, para os múltiplos setores da antena, em especial, com um número elevado de antenas MIMO [19]. Com uma única fibra, o *dense WDM* (DWDM), permite ter mais de 120 ligações BBU-RRH numa única fibra ótica, enquanto o *Coarse WDM* (CWDM) permite um máximo de 16 ligações [25]. O uso do CWDM é o mais indicado por ser menos complexo, tem uma gama de temperatura de operação maior (especialmente quando as antenas estão colocadas em regiões com um clima severo) e pode suportar 16λ com 2.5 Gbit/s por cada λ sendo suficiente para a maioria dos casos onde se aplica [26]. Pode-se concluir que é possível reduzir o número de fibras, mas por outro lado o custo para implementar WDM ainda é extremamente elevado e traz custo, considerando o consumo de potências dos lasers.

- **Multiplexação por Divisão de Tempo e Comprimento de Onda numa Rede Ótica Passiva (TWDM-PON)**

O TWDM-PON é uma evolução da PON que deu origem à nova geração “*next generation*” PON (NG-PON2). Esta tecnologia é baseada na combinação do TDMA e do WDM. Um exemplo de aplicação desta tecnologia, que pode ser visto na Figura 10 e na Figura 11, é quando: um certo número de comprimentos de onda (λ) DWDM são usados numa zona, em que cada λ é partilhado por mais que uma ONU através de TDMA. A norma NG-PON2 assume que cada ONU consegue usar qualquer λ . Assim, numa zona com grande intensidade de tráfego cada ONU pode ser reajustada com o λ mais conveniente, para uma melhor repartição de recursos. Isto é uma grande vantagem do TWDM-PON pois permite realocar os comprimentos de onda λ entre diferentes zonas com diferentes intensidades de tráfego.

Atualmente, a tecnologia NG-PON2 suporta uma taxa de transmissão máxima por cada λ de 10Gbit/s, em que é possível ter 4 pares de comprimentos de onda que resultam numa taxa de transmissão agregada de 40Gbit/s (Figura 12). Note-se que estudo recentes têm em vista aumentar tanto a taxa de transmissão de cada λ como o número de pares de λ [19].

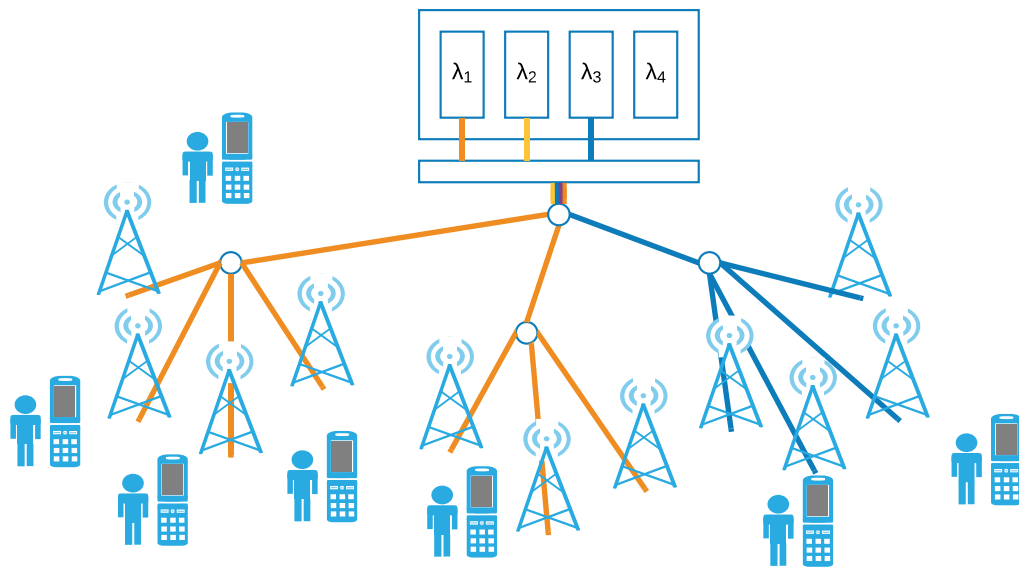


Figura 10 Redistribuição dos comprimentos de onda de acordo com o tráfego móvel - com o tráfego uniforme (TWDM-PON) [19]

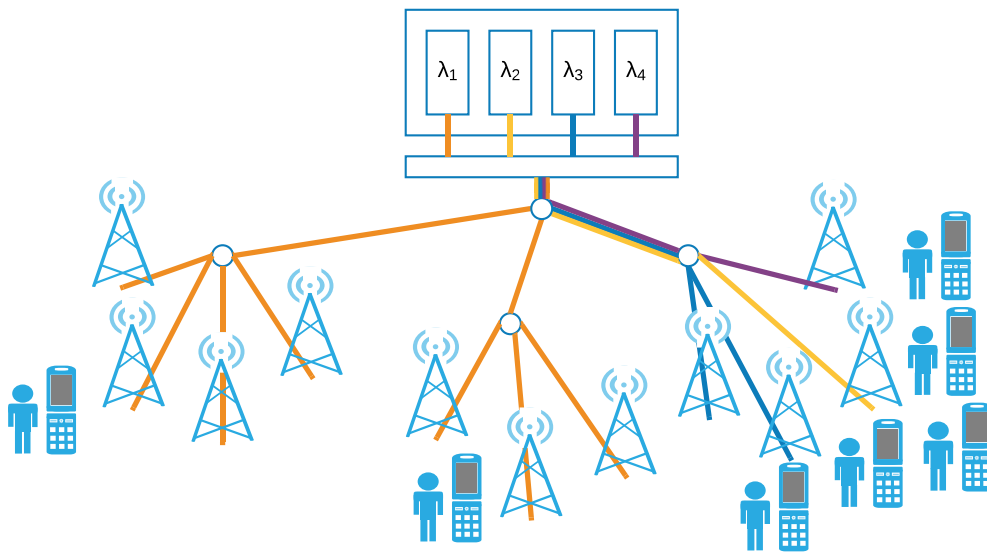


Figura 11 Redistribuição dos comprimentos de onda de acordo com o tráfego móvel - com o tráfego não uniforme (TWDM-PON) [19]

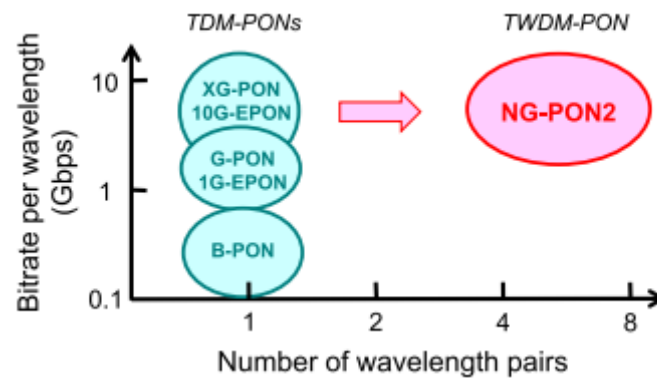


Figura 12 Evolução PON [19]

- **Multiplexação por Divisão do Comprimento de Onda numa Rede Ótica Passiva (WDM-PON)**

Esta tecnologia tem como base usar um par de λ dedicado para suportar a comunicação entre cada ONU e a OLT. Ou seja, na OLT tem de haver um número de transdutores óticos igual ao número de ONUs, o que torna esta tecnologia muito mais dispendiosa que o TDM-PON. O WDM-PON tem a mesma função que uma rede baseada em fibras dedicadas, mas a sua vantagem é que os diferentes comprimentos de onda são transmitidos pela mesma fibra em vez de existirem múltiplas fibras ponto-a-ponto [19], como representado na Figura 13.

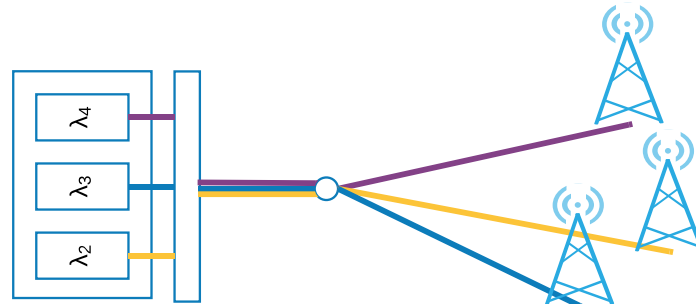


Figura 13 Representação do WDM-PON

- **Ligações Ponto a Ponto de Rádio em Micro-ondas**

Esta tecnologia não usa fibra e, em vez disso, faz a ligação de cada RRH à sua BBU por ondas rádio milimétricas. É usada para ligações curtas (menos de um 1 Km) em que uma ligação com um CPRI de aproximadamente 2.5 Gbps (débito da opção 3 do CPRI) apenas alcança aproximadamente 500 m.

Esta solução é aplicável para o acesso a áreas onde a fibra é difícil de instalar tais como campos, estádios, etc, visto que tem baixa latência e recorre a antenas de pequena dimensão [27].

- **Rede de transporte ótico (OTN)**

O OTN (*Optical Transport Network*) recorre ao WDM para transportar sinais digitais mas permite redes com qualquer topologia. O funcionamento desta tecnologia no *fronthaul*, consiste em ter tanto do lado da BBU como do lado da RRH *muxponders*, que mapeiam o CPRI em tramas de baixo nível para serem multiplexadas com as camadas de nível superior, para posteriormente serem transmitidos em diferentes comprimentos de onda [22].

Uma vantagem do OTN é a utilização de códigos corretores de erros (FEC) que permite que as ligações sejam mais tolerantes aos erros de transmissão e, conseqüentemente possam

ser estabelecidas para maiores comprimentos de fibra. No entanto, no *fronthaul* o comprimento da ligação não é limitado pela tecnologia, mas sim pela latência imposta pelo LTE. Neste caso, o uso do FEC introduz atrasos na ligação, o que influencia negativamente a latência e o comprimento máximo da ligação [10]. Os aspetos positivos do OTN são: o OTN está normalizado, inclui mecanismos de Operação, Administração e Manutenção (OAM) e é seguro e flexível podendo ser usado em diferentes topologias. Os aspetos negativos do OTN são o seu custo e consumo de energia, razão pela qual esta tecnologia é usada essencialmente pelos operadores na *core network* não sendo uma opção viável para as redes de acesso [22].

- **Switched Ethernet**

A opção de usar Ethernet para transportar o CPRI entre a BBU *pool* e cada uma das RRH deve ser cuidadosamente considerada porque, por um lado, a Ethernet é uma tecnologia de baixo custo, mas por outro lado, adiciona um conjunto de fatores que têm impacto na latência proporcionada ao CPRI. Um fluxo CPRI tem um débito constante (síncrono) e tem requisitos de latência e de *jitter* bastante exigentes. Com a Ethernet, os dados de um fluxo CPRI são enviados de forma assíncrona e para que a Ethernet possa transportar o CPRI tem que cumprir com os requisitos, em termos de latência, capacidade e *jitter* do LTE, conforme explicados mais à frente na Sec. 2.3.2. Um dos desafios desta dissertação é estudar quais os limites máximos de distância (entre a BBU *pool* e as RRHs) em que ainda é possível cumprir com os requisitos do LTE quando ele é transportado pela Ethernet e comparar as distâncias obtidas com as distâncias que se conseguem no caso de fibras óticas dedicadas (a solução que permite maior alcance de entre todas).

Em outubro de 2014, o grupo IEEE 1904.3 *Task Force* começou a normalizar o protocolo de transporte e o formato de encapsulamento necessário para transportar RoE (*Radio over Ethernet*), com a finalidade de permitir uma maior flexibilidade e cooperação do mapeamento do tráfego RoE entre uma RRH e diferentes BBU *pools*. Esta norma será posteriormente denominada de “*Standard for Radio over Ethernet Encapsulations and Mappings*” (P1904.3). Este protocolo suporta tanto o CPRI como outras separações das funções do *fronthaul*.

Neste trabalho parte-se do princípio que a ligação *fronthaul* é capaz de suportar os protocolos IEEE 802.1Qch e IEEE 802.1Qbv. O protocolo IEEE Qch “*Enhancements for Scheduled Traffic*” [28] consegue gerenciar a transmissão dos pacotes Ethernet, consoante a prioridade de cada um. O protocolo 802.1Qbv melhora com os métodos do protocolo 802.1Qch alcançando-se uma redução do *jitter* e do atraso.

De acordo com [4], o encapsulamento das tramas CPRI em pacotes Ethernet requer um conjunto de cabeçalhos entre outros parâmetros que são especificados na Tabela 3 seguinte.

Conteúdo dum pacote Ethernet	Tamanho (bytes)
Preâmbulo " <i>Preamble</i> "	7
Início duma trama " <i>Start of frame delimiter</i> " (SFD)	1
Endereço de destino " <i>Destination adress</i> "	6
Endereço de origem " <i>Source adress</i> "	6
Tipo de Ethernet " <i>Ethernet type</i> "	2
Cabeçalho RoE " <i>RoE header</i> "	6
Verificação de integridade da trama " <i>Frame check sequence</i> " (FCS)	4
Intervalo entre pacotes " <i>Inter frame gap</i> "	12
Total	44

Tabela 3 Conteúdo dum pacote Ethernet IEEE 802.1 Qbv/Qch [4]

Preamble	SFD	Dest. Address	Sour. Address	Eth. Type	RoE Header	RoE Payload	FCS	Inter Frame Gap
----------	-----	---------------	---------------	-----------	------------	-------------	-----	-----------------

Figura 14 Formato dum pacote Ethernet

- **Preamble:** Este campo é composto por 7 bytes que formam uma sequência de zeros e uns alternados e que permite a sincronização do relógio do recetor.
- **SFD:** Este campo é composto pelo byte 10101011 e indica o começo do pacote Ethernet.
- **Dest. Address:** Este campo é composto por 6 bytes e contém o endereço MAC da estação destino.
- **Sour. Address:** Este campo é composto por 6 bytes e contém o endereço MAC da estação origem.
- **Eth. Type:** Este campo é composto por 2 bytes. Para campos de dados inferiores ou iguais a 1500 *bytes*, este campo indica o comprimento do campo de dados. Quando este campo tem um valor superior a 1500, indica que tipo de protocolo está encapsulado no campo de dados (o comprimento dos dados é determinado pela localização do **FCS** e **Inter Frame Gap**).
- **RoE Header:** É composto por 6 *bytes* e contém diferentes subcampos, tais como: versão, tipo do pacote, início do pacote, identidade, *timestamp* e espaço opcional para cabeçalho RoE [29].
- **Ethernet Payload:** Contém o campo de dados.

- **FCS:** O Campo FCS é composto por 4 *bytes*. É calculado sobre todos os campos do cabeçalho e conteúdo da trama e é usado pelo recetor para determinar se o pacote Ethernet foi recebido sem erros.
- **Inter Frame Gap:** Antes de transmitir um novo pacote, no mínimo tem que haver 12 bytes de inatividade.
- **VLAN 802.1Q Tag:** Por ser opcional, não é considerado para os cálculos do cabeçalho no Cap. 0.

O uso da Ethernet apresenta diferentes vantagens tais como: fácil atualização (*upgrade*) para taxas de transmissão mais elevadas, grande disponibilidade de equipamentos no mercado de baixo custo, boa escalabilidade e funções de operação, administração e manutenção (OAM) já estão normalizadas para a Ethernet. Outra das vantagens da utilização do CoE é que a 10 Gbit Ethernet é suficiente para suportar os sinais IQ duma antena 20MHz LTE.

Por outro lado, também são apontadas algumas desvantagens à Ethernet, como as dificuldades em cumprir com a latência e *jitter*, os *switches* por serem elementos ativos necessitam de ser alimentados (consumo de energia) e, por fim, a necessidade de monitorização constante para manter o *jitter* e latência restritos.

2.3.2 Requisitos da rede *fronthaul*

2.3.2.1 Latência

Duas condições necessárias para a adoção da arquitetura C-RAN são os requisitos mínimos da capacidade de transmissão e a latência máxima que a ligação *fronthaul* deverá cumprir.

No contexto da rede *fronthaul*, a latência é definida como o atraso de ida e volta, *i.e.*, o tempo que demora um pacote a ser transmitido por uma fonte até ser recebido pela mesma fonte uma resposta ao pacote emitido. Este parâmetro limita a distância máxima entre a BBU e a RRH. Para se poder obter a distância máxima entre a BBU e uma RRH é necessário à priori saber o limite máximo da latência. Este limite é definido pelo protocolo HARQ (*Hybrid Automatic Repeat Request*) usado como um mecanismo de retransmissão, entre o UE e o eNB numa rede LTE, em que os estados de todas as sub-tramas recebidas têm de ser reportados de volta ao transmissor. Como se pode observar na Figura 15, e de acordo com o protocolo HARQ, o OAM deve receber o ACK/NACK do eNB após três sub-tramas de dados terem sido enviadas, o que significa que se na quarta sub-trama não houver o ACK o UE retransmite novamente os dados.

Habitualmente numa rede LTE, as sub-tramas no eNB estão alinhadas no domínio temporal na receção e transmissão (RX e TX), como se pode ver pela Figura 15. Deste modo, o eNB completa todos os seus processos correspondentes, com uma duração máxima de 3 ms após ter recebido os dados vindos do UE, no sentido ascendente, na sub-trama “n” para posteriormente enviar no sentido descendente, na sub-trama “n+4” o ACK/NACK de volta para o UE [10].

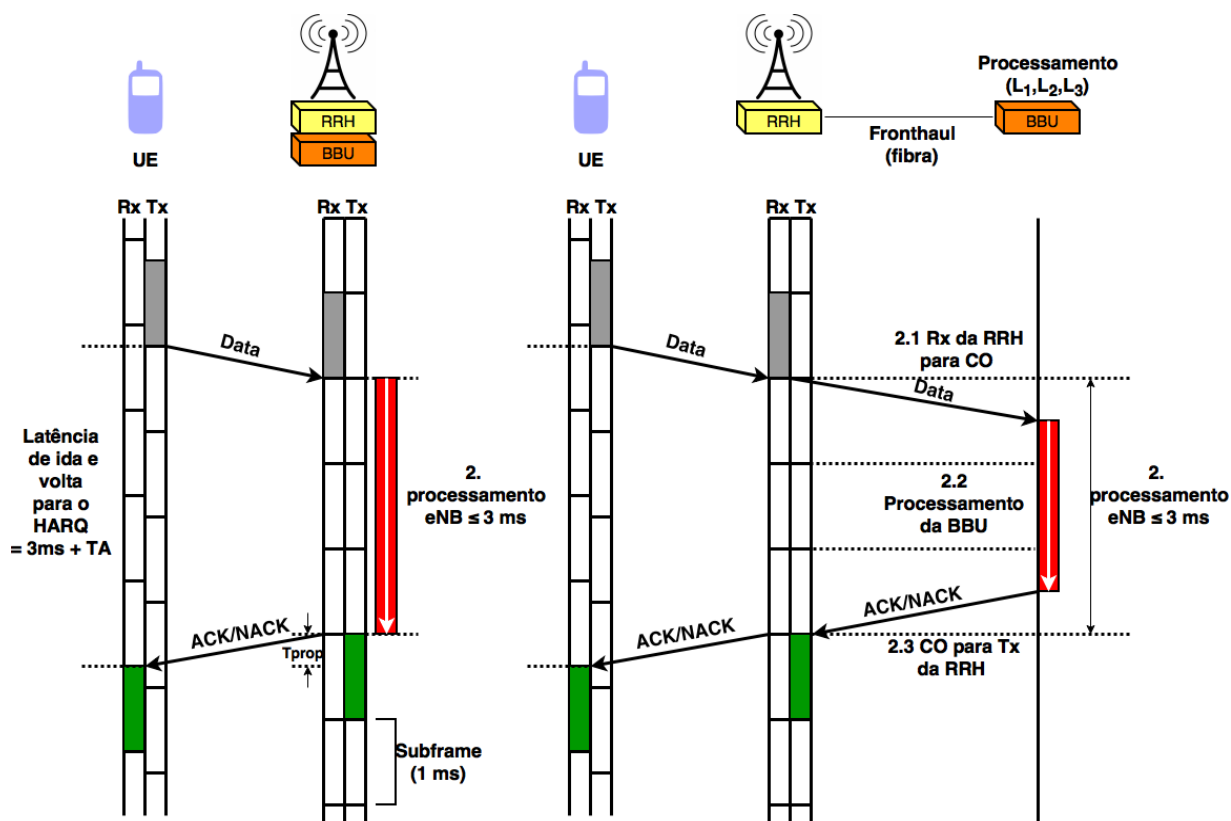


Figura 15 Requisitos da latência numa rede C-RAN [30]

Numa rede C-RAN, a BBU e as RRHs estão separadas por uma distância a considerar, visto que na análise anterior partiu-se do princípio que os processos da BBU eram feitos na RRH. Agora é preciso ter em conta os atrasos provocados pelos componentes inseridos nessas ligações tais como a fibra ótica, transdutores, *switch* e *splitters*, bem como os tempos de encapsulamento entre outros que serão pormenorizados mais à frente. Estes tempos adicionais juntamente com os tempos apresentados na Tabela 4 seguinte, devem ser inferiores a 3ms [30].

2.1 Rx da RRH para CO	2.2 Processamento da BBU	2.3 CO para Tx da RRH
a. Processamento RRH/RF (UL)	e. Processamento BBU/CPRI	j. Latência da fibra (BBU para a RRH)
b. Processamento RRH/CPRI (UL)	f. PHY: decodificação da trama UL	k. Processamento dos equipamentos ativos
c. Latência da fibra (RRH para a BBU)	g. MAC: criação ACK/NACK	l. Processamento RRH/CPRI (DL)
d. Processamento dos equipamentos ativos	h. PHY: codificação da trama DL	m. Processamento RRH/RF (DL)
	i. processamento BBU/CPRI	

Delays dos componentes	Equipamentos	Descrição	Tempos típicos
1. Tempo de processamento total RF	RRH	a+m	~25-40μs
2. Tempo de processamento total do CPRI	RRH, BBU	b+e+i+l	~10μs
3. Tempo de processamento total da BBU	BBU	f+g+h	~2700μs
4. Tempo de processamento total dos equipamentos no <i>fronthaul</i>	equipamentos no <i>fronthaul</i>	d+k	~poucos μs

Tabela 4 Valores dos atrasos numa ligação *fronthaul* [30]

O cálculo da latência máxima de ida e volta (*round-trip-time* (RTT)) disponível é dado por:

$$\begin{aligned} RTT &= 3ms - (1. \text{Tempo de processamento total RF} \\ &\quad + 2. \text{Tempo de processamento total do CPRI} \\ &\quad + 3. \text{Tempo de processamento total da BBU} \\ &\quad + 4. \text{Tempo de processamento total dos equipamentos no fronthaul}) \\ &= 246 \mu s \end{aligned}$$

Assim, numa rede *fronthaul* baseada em fibras dedicadas, este tempo é apenas devido à velocidade de propagação da luz na fibra ótica:

$$V = 2 * 10^8 \text{ (m/s velocidade de propagação da luz na fibra)}$$

Por conseguinte, a distância máxima teórica, da ligação RRH-BBU é dada por:

$$\text{Distância máxima} = RTT * \frac{V}{2} = 246 \mu s * \frac{2 * 10^8}{2} = 24.6 \text{ Km}$$

2.3.2.2 Capacidade

As soluções digitais atuais usadas no *fronthaul* baseiam-se no transporte dos sinais de rádio digitalizados, com alta taxa de transmissão, entre a BBU e a RRH sobre diferentes protocolos. De seguida, descrevem-se sumariamente os protocolos OBSAI e ORI e, depois, descreve-se com mais detalhe o protocolo CPRI por ter sido o protocolo endereçado neste trabalho.

- **OBSAI**

O OBSAI foi proposto em 2002 (antes do CPRI) por um grupo de 140 empresas (operadores e fabricantes de equipamentos) e é semelhante ao CPRI. O objetivo era criar um mercado livre para as estações base. A principal diferença do CPRI para o OBSAI é que este assume a transmissão assíncrona da informação por pacotes, enquanto o CPRI assume um meio de transmissão síncrono e gera a informação com um débito binário constante. Atualmente a maior parte das empresas opta pelo uso do CPRI devido à maior complexidade e menor eficiência espectral do OBSAI [31].

- **ORI**

O ORI foi proposto em 2010 (depois do CPRI). A interface é baseada na interface do CPRI, mas certas opções foram adicionadas e outras removidas, numa tentativa de clarificar e ter melhor compatibilidade. O foco principal está relacionado com o plano de controlo e gestão (camada 2 CPRI) que visa trazer mais funcionalidades de compressão e compatibilidade entre os fornecedores em relação ao CPRI [32].

- **CPRI**

O CPRI teve início em 2003 e atualmente é a interface mais usada para a transmissão síncrona de amostras rádio IQ entre as RRHs e as BBUs. No entanto, o encapsulamento não é feito por pacotes, mas sim por uma multiplexagem dos sinais em tramas (*slots*) temporais. O CPRI tem um débito binário constante, é bidirecional e requer uma grande precisão de sincronização. O CPRI é composto por duas camadas principais, como se pode observar pela

Figura 16 seguinte. A camada 1 é responsável pelo transporte físico do CPRI, utilizando multiplexagem por divisão no tempo (TDM), e suporta tanto uma interface elétrica como uma ótica. A camada 2: (i) no plano do utilizador, contém informação, no formato IQ, respetiva a cada RRH, (ii) no plano de controlo e gestão, contém os subconjuntos de Controlo do Link de Dados de Alto Nível (HDLC), campos específicos do fabricante e Ethernet. Estes dados adicionais de controlo e gestão são posteriormente multiplexados no tempo com os dados IQ no plano do utilizador. A camada 2 contém ainda um plano que assegura a sincronização dos dados, alinhamento temporal e sinalização da informação, que está relacionado com a camada 1. [33]

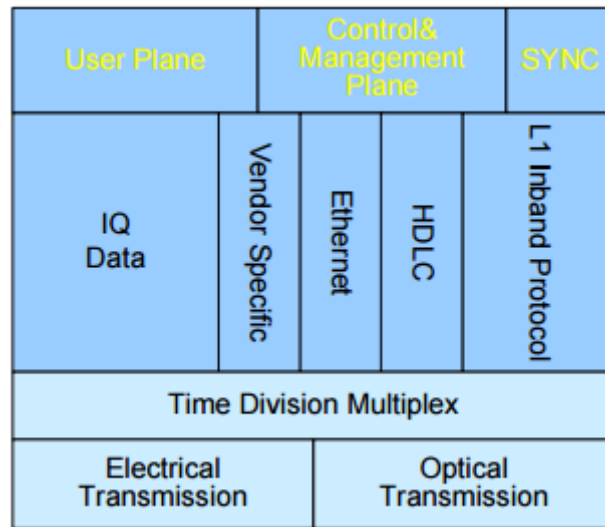


Figura 16 Visão geral do protocolo CPRI [33]

Uma trama de rádio de um sistema LTE tem a duração de 10 ms e está subdividida em 10 sub-tramas de igual duração de 1 ms, em que cada sub-trama contém dois *slots* com duração de 0.5ms. Para o recetor poder recuperar os dados, tem que tirar N_{FFT} amostras por cada símbolo OFDM (66.67 μ s), a uma frequência de amostragem (f_a) e com um período de amostragem $T_a = 1/f_a$, como mostra a Tabela 5 seguinte [34].

Tx Largura de Banda	1.25 MHz	2.5 MHz	5 MHz	10 MHz	15 MHz	20 MHz
Tamanho da FFT (N_{FFT})	128	256	512	1024	1536	2048
Freq. de amostragem	1.92 MHz $\frac{1}{2} \times 3.84$ MHz	3.84 MHz	7.68 MHz 2×3.84 MHz	15.36 MHz 4×3.84 MHz	23.04 MHz 6×3.84 MHz	30.72 MHz 8×3.84 MHz

Tabela 5 Largura de banda do canal, tamanho da FFT e freq. de amostragem do LTE [34]

É importante salientar a importância da taxa de amostragem de (f_s) de 3.84 MHz, por ser o valor referência do LTE no modo de FDD (*Frequency Division Duplex*), uma vez que é a frequência relógio dum chip com a tecnologia UMTS, que é a mesma utilizada para o LTE. A sincronização definida para o CPRI também usa a mesma taxa de amostragem (3.84 MHz), para que as duas técnicas LTE e CPRI sejam compatíveis.

A Figura 17 seguinte mostra a estrutura hierárquica de uma trama CPRI de duração de 10 ms.

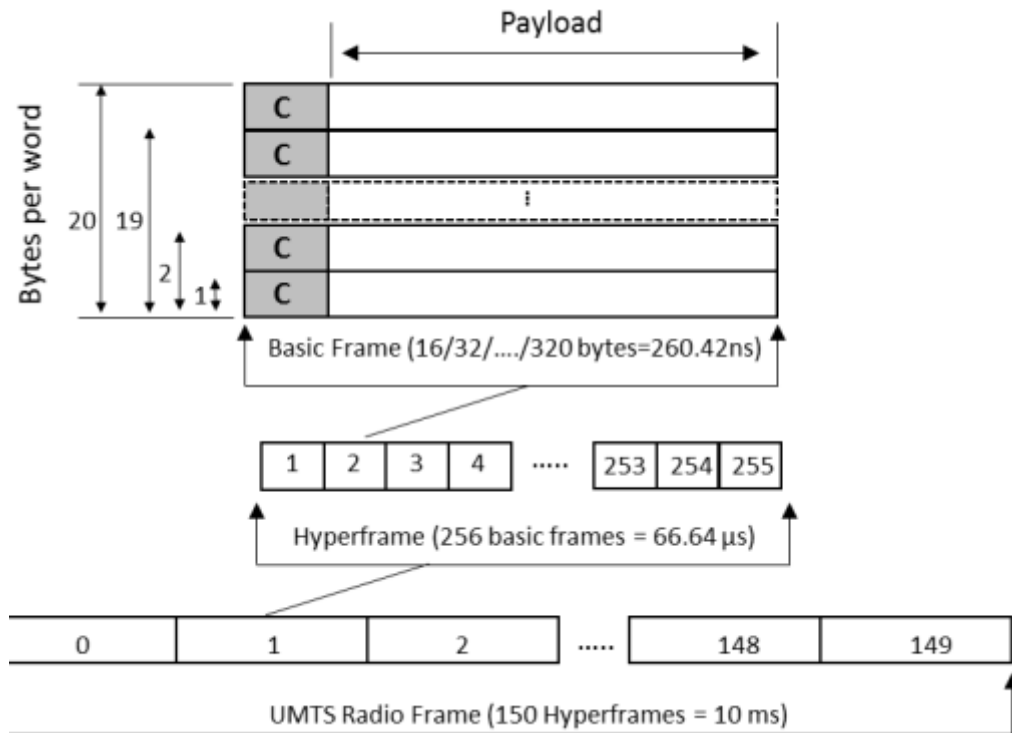


Figura 17 Estrutura hierárquica duma trama CPRI [10]

Uma trama básica (“*basic frame*”) CPRI é constituída por 16 palavras (*words*), em que 1 palavra é de controlo e as restantes 15 palavras são de campo de dados. Cada palavra deve ter entre 1 a 24 *bytes* dependendo da taxa de transmissão do CPRI (definida pelas suas diferentes opções, como se verá mais à frente). A taxa de amostragem de uma trama básica é de 3.84MHz, como explicado anteriormente, com a duração de 260.42 ns. Há 256 tramas básicas numa híper trama (“*hyper frame*”, HFN = 66.67 μs) que contém por exemplo um número reservado de palavras para início da trama, sincronização, controlo e gestão entre outros. Por fim, uma trama rádio UMTS consiste em 150 híper tramas com uma duração total de 10 ms [10]. A taxa de transmissão de um fluxo CPRI é dada por:

$$CPRI\ rate = 16 \times N \times 8 \times 3.84 \times 10^6 \times C$$

O fator 16 é devido ao número de palavras de uma trama básica, N é o número de *bytes* de cada palavra (1 a 24 conforme a Tabela 6), 8 é o número de *bits* de um *byte*, o 3.84×10^6 é a taxa de amostragem e o C é o fator de ampliação dependendo do código de linha. A Tabela 6 seguinte apresenta a taxa de transmissão de cada uma das opções consideradas pelo CPRI.

CPRI				
Opção CPRI	Taxa de transmissão (Mbit/s)	Código de linha	Cálculo da taxa de transmissão	M trama básica (bytes)
1	614.4	8B/10B	$16 \times 1 \times 8 \times 3.84 \text{MHz} \times 10/8$	16
2	1228.8	8B/10B	$16 \times 2 \times 8 \times 3.84 \text{MHz} \times 10/8$	32
3	2457.6	8B/10B	$16 \times 4 \times 8 \times 3.84 \text{MHz} \times 10/8$	64
4	3072.0	8B/10B	$16 \times 5 \times 8 \times 3.84 \text{MHz} \times 10/8$	80
5	4915.2	8B/10B	$16 \times 8 \times 8 \times 3.84 \text{MHz} \times 10/8$	128
6	6144.0	8B/10B	$16 \times 10 \times 8 \times 3.84 \text{MHz} \times 10/8$	160
7 ^a	8110.08	64B/66B	$16 \times 16 \times 8 \times 3.84 \text{MHz} \times 16/64$	256
7	9830	8B/10B	$16 \times 16 \times 8 \times 3.84 \text{MHz} \times 10/8$	256
8	10137.6	64B/66B	$16 \times 20 \times 8 \times 3.84 \text{MHz} \times 16/64$	320
9	12165.12	64B/66B	$16 \times 24 \times 8 \times 3.84 \text{MHz} \times 16/64$	384

Tabela 6 Especificações do CPRI [10]

Métodos de compressão do CPRI

Um dos principais desafios da C-RAN, para a arquitetura com centralização total, é suportar grandes taxas de transmissão no *fronthaul*. Para que se possa reduzir o tráfego total no *fronthaul*, técnicas de compressão do CPRI estão a ser estudadas. Segundo [35], podem ser utilizados três métodos de compressão de sinais rádio (CPRI), em que o método de quantização não linear é o foco central desse estudo. Os 3 métodos de compressão referidos em [35] são:

- Decimação/Interpolação (“*Decimation / Interpolation*”):

Este método realiza uma redução da frequência de amostragem do sinal rádio, através duma operação de decimação (integradora ou fracionária) no transmissor das amostras I/Q, ou seja, na BBU no sentido descendente e na RRH no sentido ascendente. No recetor da RRH no sentido descendente (e no recetor da BBU no sentido ascendente), é realizada uma operação de interpolação para restaurar a frequência de amostragem (o diagrama de blocos deste método é apresentado na Figura 18 seguinte). Tal como em qualquer outro método de compressão, é perdida qualidade do sinal e é introduzido um atraso adicional à latência do *fronthaul*, dado pelo processamento dos filtros responsáveis pelas operações de decimação e interpolação.

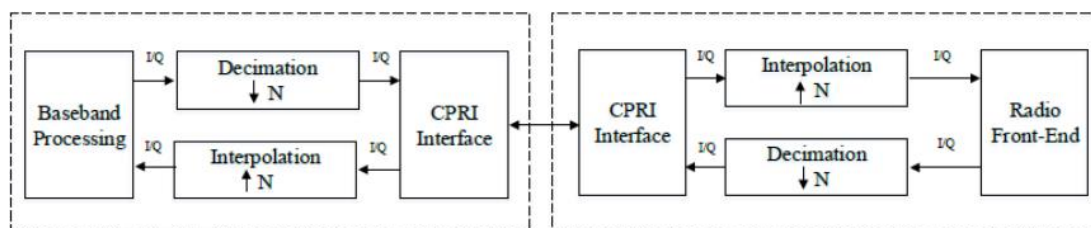


Figura 18 Diagrama de blocos do método de compressão, decimação/interpolação

- Escala digital (“*digital scaling*”):

Este método reduz a taxa de transmissão do sinal, com uma redução do número de bits usados para quantificar cada amostra. O princípio desta técnica é reduzir o fator de escala

do sinal para ser amostrado com menos bits (exemplificado na Figura 19). Uma desvantagem deste método é que a relação sinal-ruído (SNR- *Signal-to-Noise Ratio*) do sinal é afetada, porque ao ser aplicado uma quantização uniforme é ignorada a dinâmica do sinal.

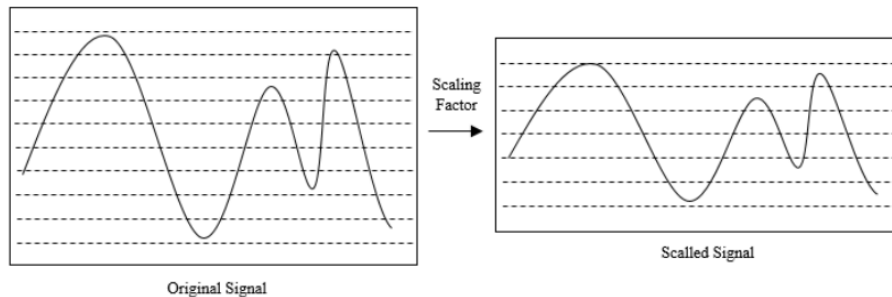


Figura 19 Redução da escala do sinal, pelo método escala digital

- Quantização não linear:

Este método foi o foco central do estudo feito em [35], que consiste na mesma em reduzir o número de bits usados para quantificar cada amostra, mas desta vez a distribuição dos níveis de quantização é feita numa escala não linear, para que o erro de quantização seja menor onde o sinal é densamente distribuído. Os códigos “*code words*” gerados pelas tabelas de decodificação/codificação (LUT) são mapeadas em cada trama CPRI e são transmitidos/recebidos em cada extremidade (BBU ou RRH), como mostra a Figura 20.

O resultado dos testes feitos em [35] para este tipo de compressão mostrou que é possível reduzir a taxa de transmissão de um fluxo CPRI da opção 3 (2.3576 Gbps) para a opção 2 (1.2288 Gbps) com uma degradação de apenas 0.35% da Magnitude do Vetor de Erro (EVM).

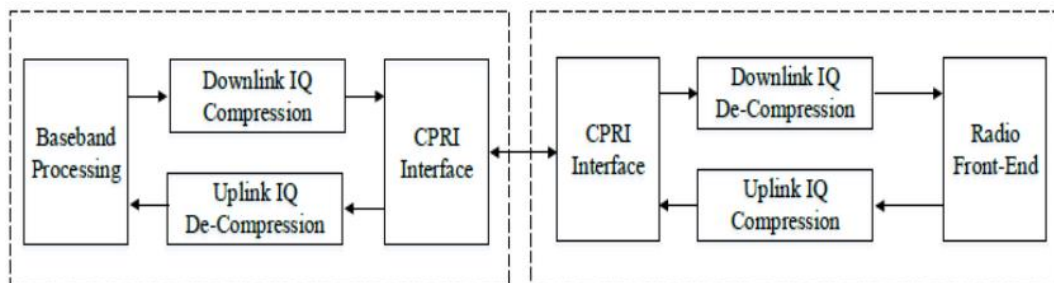


Figura 20 Diagrama de blocos do método de compressão, quantização não linear

Topologias do CPRI

O CPRI suporta vários tipos de topologias entre um único Controlo de Equipamentos Rádio (REC) e um ou mais Equipamentos Rádio (RE), como se pode ver na Figura 21. Além destas topologias apresentadas também existem outras que suportam mais que um REC. As configurações mais usadas são ponto a ponto; no entanto existem outras configurações como a *star*, *tree*, *chain* e *ring*, em que os dados CPRI passam por múltiplos nós. No caso de haver múltiplos nós, o CPRI suporta a multiplexagem de duas tramas CPRI opção 1 (614.4Mbps) numa única trama CPRI opção 2 (1228.8Mbps) no caso, por exemplo, de uma topologia do tipo *daisy chain* ilustrada na Figura 21(5) [34].

Neste trabalho, assumiu-se que o CPRI é implementado baseado em ligações ponto-a-ponto, i.e., as opções (1) e (3) da Figura 21.

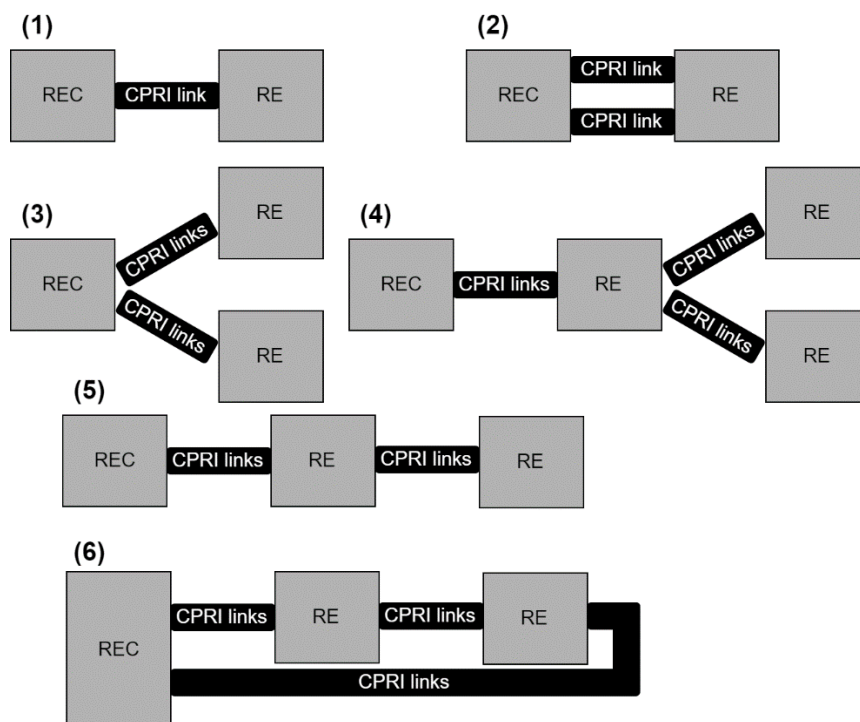


Figura 21 1- ligação única ponto a ponto; 2- ligações múltiplas ponto a ponto; 3 – topologia *star*; 4 – topologia *tree*; 5- topologia *chain*; 6 – topologia *ring*;

2.3.2.3 Jitter e sincronização

Tal como a latência, a sincronização também é um fator que condiciona o transporte dos sinais CPRI. Um dos fatores que condiciona a sincronização é o *jitter*. Este pode eventualmente causar erros durante a recolha dos dados e do sinal relógio no recetor de uma ligação CPRI. Por exemplo numa rede LTE um sinal rádio deve transmitir os sinais modulados com o mínimo de precisão da frequência na ordem dos 50 ppb (partes por bilião), enquanto o CPRI impõe que nas ligações *fronthaul* tenha uma precisão na ordem dos 2ppb [26]. Para haver uma sincronização temporal em certos modos de operação do *fronthaul*, o *jitter* não deve exceder os 65 ns [4].

Capítulo 3

Análise de pior caso do desempenho de redes *fronthaul* baseadas em Ethernet

Este capítulo propõe uma análise de pior caso do desempenho de redes *fronthaul* C-RAN em que a comunicação entre RRHs e respectivas BBUs (localizadas na BBU *pool*) é feita segundo o protocolo CPRI sobre Ethernet (CoE).

O capítulo inicia-se com uma descrição de como é feito o encapsulamento Ethernet e a eliminação do *jitter*. De seguida, é descrita a proposta de análise de pior caso, em termos de distância máxima entre a BBU *pool* e as RRHs, baseada no funcionamento de duas tecnologias Ethernet, a EPON e a *switched* Ethernet. No caso da *switched* Ethernet, são considerados ainda 3 alternativas que representam 3 níveis diferentes de complexidade. Na primeira alternativa, os diferentes fluxos CPRI têm a mesma prioridade. Na segunda alternativa, os fluxos CPRI das RRHs mais distantes têm prioridades maiores. Nestas duas alternativas, assume-se que o tamanho dos pacotes Ethernet é igual em todos os fluxos. Na terceira alternativa, para além das prioridades, o tamanho dos pacotes Ethernet também é diferente para diferentes RRHs. Na parte final do capítulo, as diferentes alternativas tecnológicas são comparadas em termos de número máximo de RRHs suportados e distância máxima que cada alternativa permite.

3.1 Encapsulamento Ethernet e eliminação do *jitter*

Numa solução CoE, cada fluxo CPRI (caracterizado por ser de ritmo constante) é encapsulado na origem em pacotes Ethernet. Como a unidade mais elementar do fluxo CPRI capaz de ser decodificada pelo recetor é a trama básica CPRI, impõe-se que o campo de dados de cada pacote Ethernet transporta sempre um número inteiro de tramas básicas CPRI. A latência introduzida pela Ethernet depende do tamanho dos pacotes. Quanto menor for este tamanho, menores são todos os fatores de atraso mas o ritmo de transmissão aumenta (a proporção do cabeçalho Ethernet aumenta relativamente ao tamanho total dos pacotes). Assim, em cada ligação física da rede *fronthaul*, tem de se assegurar que o ritmo de transmissão de todos os fluxos CPRI encapsulados em pacotes Ethernet que são encaminhados pela mesma ligação física nunca é superior à sua capacidade.

Para além disso, no recetor CPRI, o fluxo de pacotes Ethernet chega de forma assíncrona. Assim, por defeito, não é assegurado um *jitter* máximo ao fluxo CPRI que resulta da recolha dos dados dos pacotes Ethernet recebidos. Neste trabalho, assume-se que o recetor, após o estabelecimento do fluxo CPRI, usa um *buffer* na receção para receber alguns pacotes Ethernet antes de começar a consumir o primeiro pacote (*i.e.*, antes de começar a processar os dados recebidos no primeiro pacote). Se o número de pacotes a armazenar inicialmente no *buffer* for suficientemente grande, é possível eliminar completamente o *jitter* introduzido pela transmissão assíncrona dos pacotes Ethernet. De qualquer modo, o número de pacotes a armazenar deve ser o mínimo necessário para eliminar o *jitter* pois este

mecanismo introduz um fator adicional de atraso (designado por tempo de *buffering* na descrição seguinte) que tem de ser considerado no cálculo da latência máxima do sistema.

3.2 EPON

Considere-se o diagrama de uma rede *fronthaul* suportada por uma rede de acesso EPON tal como apresentado na Figura 22. A BBU pool está ligada à OLT da EPON e cada RRH está ligado a uma ONU da EPON. Na figura, B é a capacidade total de cada ligação e L é o comprimento máximo do percurso em fibra ótica entre a OLT e as diferentes ONUs.

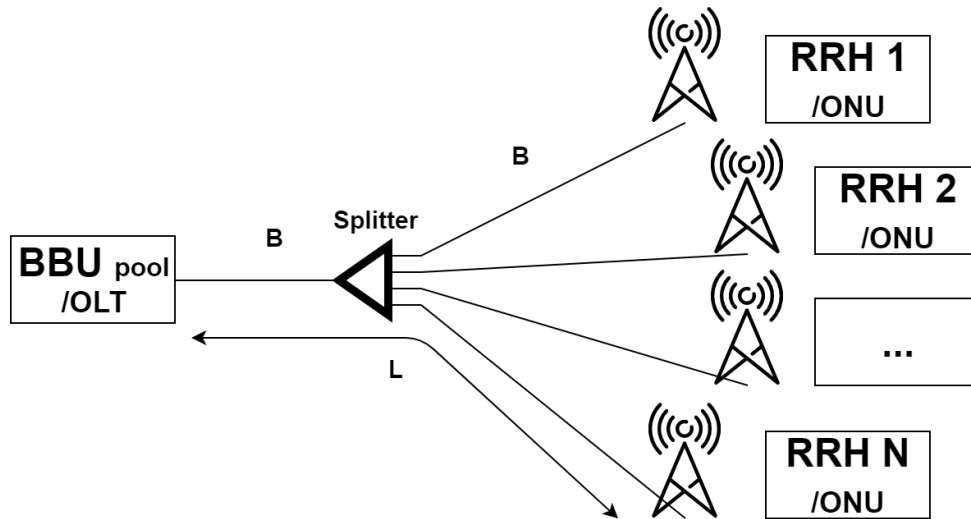


Figura 22 Diagrama da rede *fronthaul* baseada na EPON

Considere os parâmetros apresentados na Tabela 7 seguinte:

Parâmetros	Descrição	Unidade
N	Número de RRHs ligadas à EPON	<i>número de RRHs</i>
L	Comprimento máximo da fibra, da ligação entre a BBU e qualquer RRH	metros
B_{cpri}	Taxa de geração do CPRI; ver Tabela 6	bits/s
B	Taxa de transmissão da ligação entre a BBU e as RRHs	bits/s
P_d	Tamanho do campo de dados Ethernet, no sentido descendente	<i>número de tramas básicas CPRI</i>
P_u	Tamanho do campo de dados Ethernet, no sentido ascendente	<i>número de tramas básicas CPRI</i>
M	Número de <i>bits</i> de uma trama básica de CPRI; ver Tabela 6	<i>bits</i>
H	Tamanho do cabeçalho dum pacote Ethernet; ver Tabela 3	<i>bits</i>
v	Velocidade de propagação da luz na fibra	m/s
RTT	Latência máxima, i.e., atraso máximo de ida e volta (<i>round trip time</i>)	s
D_{down}	Atraso total no sentido descendente da EPON	s
D_e	Tempo de encapsulamento	s
D_q	Tempo máximo na fila de espera (tempo de <i>queuing</i>)	s
D_t	Tempo de transmissão	s
D_b	Tempo de <i>buffering</i>	s
D_{up}	Atraso total no sentido ascendente da EPON	s
S	Número de pacotes Ethernet num intervalo temporal T_s	-
T_s	Intervalo temporal, para a transmissão de S pacotes Ethernet	s
T_g	Tempo de guarda; ver Sec. 2.3.1	s
D_w	Tempo de espera máximo para um pacote de CPRI ser transmitido	s
R	Latência mínima	s

Tabela 7 Parâmetros usados na análise da EPON

Note-se que alguns parâmetros apresentados na Tabela 7 são constantes:

- Latência máxima permitida (RTT) é de $246\mu s$, ver Sec. 2.3.2.1;
- A velocidade de propagação da luz na fibra é aproximadamente $v = 2 * 10^8$ m/s;
- O tamanho do cabeçalho duma trama Ethernet (H) é de 44 *bytes*, ver Tabela 3, Sec. 2.2.1;
- O tempo de guarda (T_g) tem a duração de 1024 nano-segundos, ver Sec. 2.3.1.

De notar também, que os parâmetros B_{cpri} e M são relativos à opção CPRI considerada (ver Tabela 6, Sec. 2.3.2.2).

Na EPON, o ritmo de linha B é o mesmo no sentido descendente (OLT \rightarrow ONU) e ascendente (ONU \rightarrow OLT). Assume-se que o tamanho do campo de dados Ethernet é o mesmo

para todos os fluxos CPRI (um fluxo por cada par BBU-RRH) mas que este tamanho é diferente no sentido ascendente e no sentido descendente, *i.e.*, no sentido descendente o tamanho P_d é igual para todas as RRHs, no sentido ascendente o tamanho P_u é também igual para todas as BBUs mas P_d pode ser diferente de P_u .

A Figura 23 seguinte identifica todos os fatores de atraso envolvidos tanto no sentido ascendente (*Upstream*) como no sentido descendente (*Downstream*) pela transmissão assíncrona dos pacotes Ethernet que transportam os fluxos CPRI. As camadas 1 (L1), 2 (L2) e 3 (L3) do LTE situam-se do lado da BBU *pool*, conforme uma arquitetura de centralização total. De seguida, quantifica-se cada um destes fatores para cada sentido separadamente.

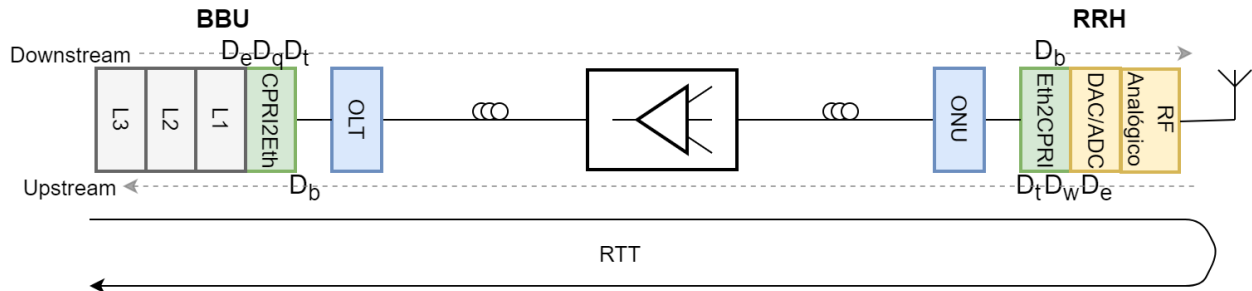


Figura 23 Atrasos temporais introduzidos pela EPON

• Sentido descendente

No sentido descendente, os pacotes Ethernet gerados na BBU *pool* pelos diferentes fluxos CPRI são multiplexados numa fila de espera (assume-se com uma disciplina FIFO – *first-in-first-out*) e entregues à OLT que os retransmite na direção das ONUs. Cada ONU recebe todos os pacotes Ethernet mas recolhe a informação apenas dos pacotes cujo endereço MAC destino é o seu próprio endereço. Assim, o atraso total descendente D_{down} que os pacotes Ethernet de cada fluxo sofrem é composto por todos os atrasos desde a geração do fluxo CPRI na BBU, até este ser recebido pela respetiva ONU. Para se obter o valor D_{down} , é preciso somar o tempo de encapsulamento do fluxo CPRI em pacotes Ethernet (D_e), o tempo máximo em fila de espera (D_q), o tempo de transmissão de cada pacote (D_t) e o tempo de *buffering* no recetor CPRI (D_b) (a Figura 23 identifica em que componente do sistema cada um destes tempos é introduzido).

O tempo de encapsulamento (D_e) é o tempo que demora um conjunto de $P_d M$ bits a ser gerado pela origem do fluxo CPRI a uma taxa de geração de B_{cpri} e, por isso, é dado por $P_d M / B_{cpri}$. O tempo de transmissão (D_t) é o tempo que demora a transmitir um pacote Ethernet a uma taxa de transmissão de B que, tendo em conta o tamanho do cabeçalho Ethernet, é dado por $(P_d M + H) / B$.

Relativamente ao tempo máximo em fila de espera (D_q), no caso de N RRHs, existem na BBU *pool* N BBUs, cada uma a gerar um fluxo CPRI. No pior caso, um pacote gerado por uma BBU tem que esperar na fila de espera pela transmissão dos outros $N - 1$ pacotes Ethernet. Assim, o tempo máximo na fila de espera (D_q) é dado por $(N - 1)D_t$.

Relativamente ao mecanismo de eliminação de *jitter*, neste trabalho, considera-se que a EPON está exclusivamente a ser usada como rede de suporte ao CPRI. Como os fluxos CPRI são de ritmo constante, mesmo no pior caso (*i.e.*, quando os pacotes das N BBUs são gerados no mesmo instante de tempo), quando um pacote Ethernet é gerado por um fluxo CPRI, o pacote anterior do mesmo fluxo já não está garantidamente na fila de espera (*i.e.*, o *jitter* é menor que o tempo entre a geração de 2 pacotes consecutivos do mesmo fluxo CPRI). Assim, no destino de cada fluxo CPRI, se o recetor começar a consumir o primeiro pacote após ter recebido o segundo pacote Ethernet, é garantido que no futuro os pacotes são sempre

recebidos antes do instante de tempo em que precisam de ser consumidos. Desta forma, elimina-se o *jitter* máximo que a rede possa introduzir à custa do atraso adicional de esperar pelo segundo pacote Ethernet para começar a consumir o fluxo CPRI. Como resultado, o tempo de *buffering* (D_b) necessário para eliminar o *jitter* é igual ao tempo de encapsulamento (D_e), como se pode deduzir usando o exemplo da Figura 24. Nesta figura, o fluxo CPRI começa em t_0 . Os instantes t_1, t_2, \dots são os instantes de geração do primeiro, segundo (etc...) pacotes Ethernet. Após a geração de um pacote, ele chega ao destino entre D_t e $D_t + D_q$ segundos (assumindo que os tempos de propagação na fibra são nulos).

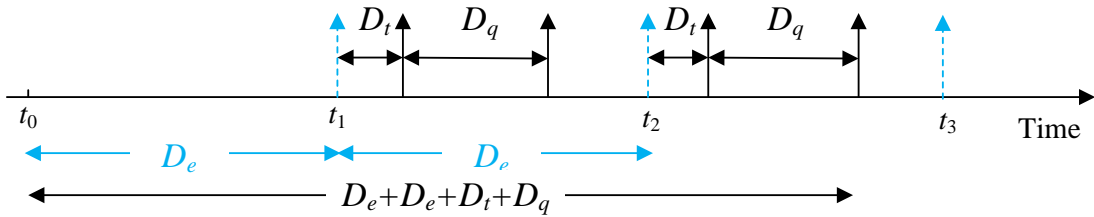


Figura 24 Análise dos atrasos numa EPON no sentido descendente

Assim, os dados transportados no primeiro pacote Ethernet começam a ser consumidos no destino quando o segundo pacote é recebido pelo destino, o que no pior caso (ou seja, quando o segundo pacote sofre o atraso de fila de espera máximo D_q) é $D_{down} = D_e + D_e + D_t + D_q$. Consequentemente, se subtraímos os outros fatores de atraso ao D_{down} , resulta que D_b é igual a D_e . Substituindo as variáveis, obtém-se:

$$D_{down} = D_e + D_q + D_t + D_b = \frac{2P_d M}{B_{cpri}} + \frac{N(MP_d + H)}{B} \quad (1)$$

• Sentido ascendente

No sentido ascendente, o acesso ao meio da EPON é baseado no protocolo TDMA em que uma trama TDM é dividida em N intervalos temporais (daqui para a frente designados por *slots*), com duração de T_s segundos e separados por um tempo de guarda T_g . Cada *slot* é atribuído a uma ONU. Assume-se que as atribuições são previamente agendadas de forma circular com o mesmo intervalo de tempo para todas as ONUs (algoritmo de agendamento *round-robin*). Assume-se também que a duração T_s é perfeita, ou seja, é o tempo necessário para a transmissão de um número inteiro (parâmetro S na Tabela 7) de pacotes Ethernet. Assim, a duração de um *slot* T_s é o tempo de transmissão de S pacotes Ethernet, cada um de tamanho $(MP_u + H)$, a uma taxa de transmissão B , i.e., $T_s = S(P_u M + H)/B$.

O atraso total ascendente D_{up} é composto por todos os atrasos desde que o fluxo CPRI é gerado na RRH, até este ser recebido pela respetiva BBU. Para se obter o valor de D_{up} é preciso somar o tempo de encapsulamento na origem (D_e), o tempo de espera pelo *slot* respetivo D_w , o tempo de transmissão de cada pacote (D_t) e o tempo de *buffering* no recetor CPRI (D_b). A Figura 23 identifica em que componente do sistema cada um destes tempos é introduzido.

Como anteriormente explicado para o sentido descendente, também no sentido ascendente o tempo de encapsulamento (D_e) é dado por $P_u M / B_{cpri}$ e o tempo de transmissão (D_t) é dado por $(P_u M + H) / B$.

O tempo de espera D_w é o tempo que um pacote Ethernet sofre desde que é gerado pela origem até ser transmitido no *slot* temporal atribuído à respetiva ONU. No pior caso, quando

um pacote Ethernet é entregue pela RRH à ONU local no limite do *slot* temporal destinado a essa ONU, este pacote já não pode ser transmitido no *slot* atual e tem de esperar pelo *slot* temporal seguinte (o *slot* temporal da próxima trama TDM). Neste caso, tem então que esperar por $N - 1$ *slots* incluindo os tempos de guarda que os separam. Assim, no pior caso, o tempo de espera (D_w) é dado por $(N - 1)(T_s + T_g) + T_g$.

Para eliminar o *jitter*, neste caso, é preciso que o recetor comece a consumir o primeiro pacote Ethernet após ter recebido o S -ésimo pacote em que S , conforme já especificado, é o número de pacotes Ethernet que podem ser transmitidos num *slot* TDM. A razão é simples: garante-se que quando os primeiros S pacotes são consumidos, os S pacotes seguintes já foram recebidos. Consequentemente, o tempo de *buffering* (D_b) é $(S - 1)D_t$, como se pode verificar no exemplo da Figura 25. Neste exemplo, está representada uma trama TDM (TDM frame) com os *slots* temporais atribuídos a 4 ONUs ($N = 4$), em que cada *slot* tem a duração do tempo de transmissão de 5 pacotes Ethernet ($S = 5$). Neste exemplo, o fluxo CPRI na ONU à qual foi atribuído o *slot* 1 começa em t_0 . Os instantes t_1, t_2, \dots , são os instantes de geração do primeiro, segundo (etc...) pacotes Ethernet e os instantes r_1, r_2, \dots , são os instantes em que o primeiro, segundo (etc...) pacotes Ethernet chegam ao destino (assumindo que os tempos de propagação na fibra são nulos). O primeiro pacote Ethernet é o que sofre o pior o tempo de espera (D_w) pois é gerado no fim do *slot* 1 (t_1) e só é transmitido no *slot* 1 da próxima trama TDM. Em r_1 o pacote Ethernet é recebido mas só é consumido após a chegada do quinto pacote em r_5 .

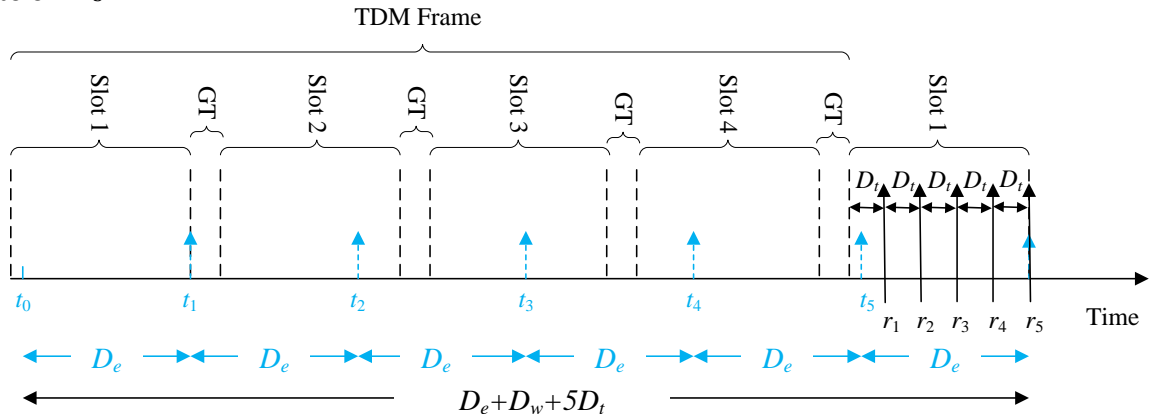


Figura 25 Análise dos atrasos numa EPON no sentido ascendente

Assim, os dados transportados no primeiro pacote Ethernet começam a ser consumidos no instante t_5 . Portanto, no caso geral, o atraso máximo ascendente é $D_{up} = D_e + D_w + SD_t$ e, se subtraímos os outros fatores de atraso ao D_{up} , resulta que D_b é igual a $(S - 1)D_t$. De notar que $T_s = S(P_u M + H)/B = SD_t$. Assim, substituindo as variáveis, obtém-se:

$$D_{up} = D_e + D_w + D_t + D_b = \frac{P_u M}{B_{cpri}} + N(T_s + T_g) \quad (2)$$

• Cobertura máxima numa rede EPON

A cobertura máxima da rede, definida pelo parâmetro L , é o maior valor tal que a latência máxima imposta pelo HARQ do LTE é ainda cumprida. Para determinar a cobertura máxima, é necessário primeiro escolher os valores de P_d (tamanho do campo de dados Ethernet no sentido descendente), P_u (tamanho do campo de dados Ethernet no sentido ascendente) e S (número de pacotes Ethernet que podem ser transmitidos num *slot* TDM) que minimizam a latência introduzida pela rede, ou seja minimizam o valor de $D_{down} + D_{up}$.

A escolha destes parâmetros obedece a um conjunto de condições. A primeira condição que deve ser cumprida é definida pela Eq. (3) seguinte:

$$NB_{cpri} \leq B \quad (3)$$

uma vez que a soma das taxas de geração CPRI não pode ser superior à capacidade da EPON. No sentido descendente, é preciso também assegurar a condição definida pela Eq. (4):

$$NB_{cpri} \left(\frac{P_d M + H}{P_d M} \right) \leq B \quad (4)$$

que impõe que a taxa de transmissão total de pacotes Ethernet (ou seja, contabilizando o *overhead* dos cabeçalhos Ethernet) não seja superior à capacidade da EPON (de notar que a Eq. (4) garante a Eq. (3). No sentido ascendente, o equivalente à Eq. (4) é a Eq. (5) seguinte:

$$NB_{cpri} \left(\frac{P_u M + H}{P_u M} \right) \leq B \left(\frac{T_s}{T_s + T_g} \right) \quad (5)$$

que impõe que a taxa de transmissão total de pacotes Ethernet (ou seja, contabilizando o *overhead* dos cabeçalhos) não seja superior à capacidade disponível no sentido ascendente da EPON (ou seja, tendo em consideração a redução percentual relativa aos tempos de guarda T_g). Tal como com a Eq. (4), a Eq. (5) também garante a Eq. (3). Note-se que, conforme explicado antes, $T_s = S(P_u M + H)/B$ pelo que a verificação da Eq. 5 depende não só do parâmetro P_u mas também do parâmetro S .

Para calcular L , é preciso primeiro escolher os valores de P_d , P_u e S que cumpram com as equações (4) e (5) e que minimizam a latência máxima dada por $R = D_{down} + D_{up}$. Após calcular a menor latência máxima (*i.e.*, o menor valor de R), L é determinado de tal forma que o atraso de propagação na fibra mais a latência máxima obtida seja $RTT = 246\mu s$. O fluxograma do algoritmo desenvolvido que determina o menor valor de R é apresentado na Figura 26. Este algoritmo inclui os passos seguintes:

1. Verificar se a condição da Eq. (3) é válida; se não for, significa que o número N de RRHs considerado é demasiado grande para a EPON poder suportar o CPRI e o algoritmo termina.
2. Determinar o valor P_d que minimiza o atraso máximo descendente D_{down} , Eq. (1), e que cumpre com a condição dada pela Eq. (4). O algoritmo começa por $P_d = 1$ e incrementa este valor até que a Eq. (4) seja satisfeita. O valor final P_{df} fica com o primeiro valor P_d que satisfaz a Eq. (4) e o atraso descendente D_{down} é determinado pela Eq. (1) usando o valor P_{df} .
3. Determinar os valores P_u e S que minimizam o atraso máximo ascendente D_{up} , Eq. (2), e que cumpram com a condição dada pela Eq. (5). Para isso, são executadas várias iterações que varrem os possíveis valores P_u e S de interesse. Começa-se por considerar P_u igual ao valor P_{df} (determinado no passo anterior), $S = 1$ e uma variável auxiliar *bestdelay* inicializada a infinito. Para o presente valor de P_u , incrementa-se o valor de S até a Eq. (5) ser cumprida. Determina-se o valor de D_{up} dado pela Eq. (2) para os valores atuais de P_u e S . Se $D_{up} < \text{bestdelay}$: (i) guardam-se os valores atuais nas variáveis P_{uf} e S_f como melhor solução, (ii) faz-se $P_u = P_u + 1$ e $S = 1$ e (iii) repete-se o processo. Caso contrário (*i.e.*, $D_{up} \geq \text{bestdelay}$), os valores atuais P_{uf} e S_f são a melhor solução e as iterações

terminam (não adianta procurar valores superiores para P_u , dado que quanto maior for o P_{up} , maior será o D_{up}). Finalmente, o atraso ascendente D_{up} é determinado pela Eq. (2) usando os valores P_{uf} e S_f .

4. Validar o valor obtido para $R = D_{down} + D_{up}$. Se R for superior a RTT , significa que o número de RRHs N considerado é demasiado grande para a EPON poder suportar o CPRI.

Com o valor R determinado, é possível saber o tempo que sobra para a propagação subtraindo R a RTT . Consequentemente, a Eq. (6) seguinte:

$$L = \frac{v}{2}(RTT - R) \quad (6)$$

permite obter o comprimento máximo (L), da extensão de fibra, da ligação entre a BBU e qualquer RRH, cumprindo com os requisitos de latência e *jitter* do LTE.

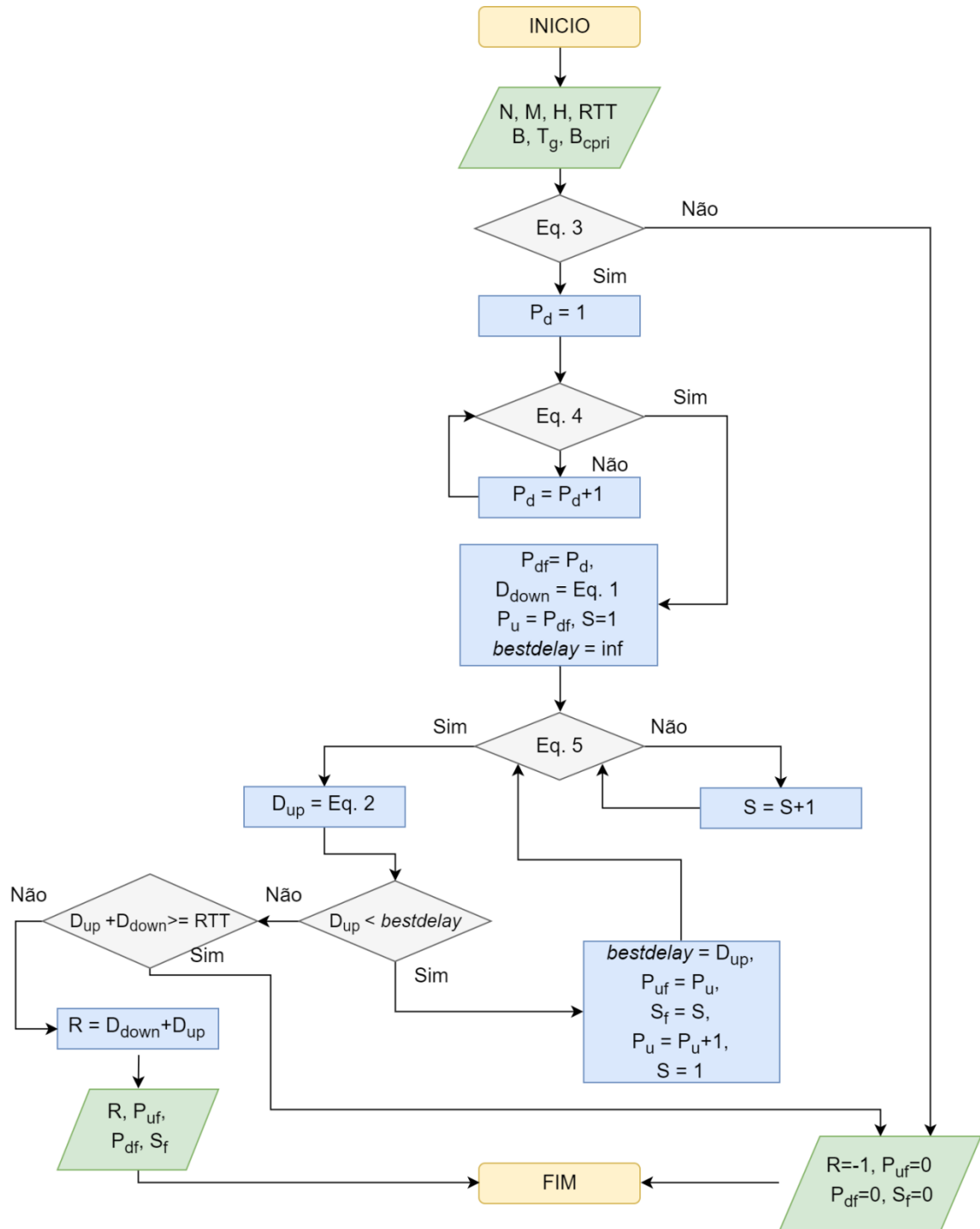


Figura 26 Fluxograma do cálculo de R para a EPON

3.3 Switched Ethernet

Considere-se o diagrama de uma rede *fronthaul* suportada por uma rede de acesso *switched* Ethernet composta por um único switch que faz a ligação da BBU *pool* a N RRHs, tal como apresentado na Figura 27. Neste estudo, assume-se que a rede Ethernet está exclusivamente a suportar o tráfego CPRI entre a BBU *pool* e as RRHs. Na figura, B_{bbu} é a capacidade da ligação BBU *pool* ↔ *switch*, B_{rrh} é a capacidade de cada ligação *switch* ↔ RRH e L_i é o comprimento máximo do percurso em fibra ótica entre a BBU *pool* e a RRH i que permite suportar os requisitos do CPRI.

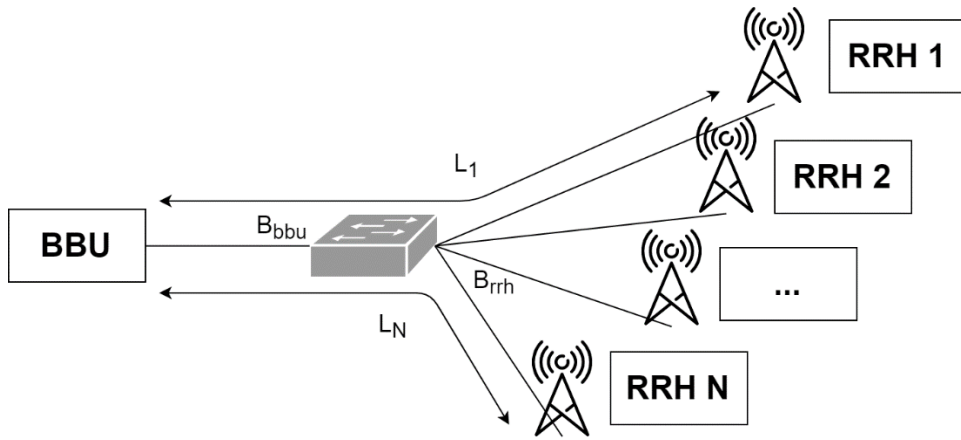


Figura 27 Diagrama da rede *fronthaul* baseada na *switched* Ethernet

Considere os parâmetros apresentados na Tabela 8 seguinte, relativos à *switched* Ethernet:

Parâmetros	Descrição	Unidade
N	Número de RRHs ligadas ao switch Ethernet	<i>número de RRHs</i>
L	Comprimento máximo em fibra, da ligação entre a BBU <i>pool</i> e a RRH	Metros
L_p	Comprimento máximo em fibra, da ligação entre a BBU <i>pool</i> e a RRH com prioridade p	Metros
B_{cpri}	Taxa de geração do CPRI; ver Tabela 6	bits/s
B_{bbu}	Taxa de transmissão da ligação BBU <i>pool</i> ↔ <i>switch</i>	bits/s
B_{rrh}	Taxa de transmissão da ligação <i>switch</i> ↔ RRH	bits/s
P	Tamanho do campo de dados Ethernet, nos dois sentidos, respetivo a todas RRHs	<i>número de tramas básicas CPRI</i>
P_p	Tamanho do campo de dados Ethernet, nos dois sentidos, respetivo a cada prioridade	<i>número de tramas básicas CPRI</i>
M	Número de <i>bits</i> de uma trama básica de CPRI; ver Tabela 6	<i>Bits</i>
H	Tamanho do cabeçalho dum pacote Ethernet; ver Tabela 3	<i>Bits</i>
v	Velocidade de propagação da luz na fibra	m/s
RTT	Latência máxima, i.e., atraso máximo de ida e volta (<i>round trip time</i>)	S
D_{down}	Atraso total no sentido descendente da <i>switched</i> Ethernet	S
D_{up}	Atraso total no sentido ascendente da <i>switched</i> Ethernet	S
D_e	Tempo de encapsulamento	S
D_q	Tempo máximo na fila de espera (tempo de <i>queuing</i>)	S
D_{tb}	Tempo de transmissão, na ligação B_{bbu}	S
D_{tr}	Tempo de transmissão, na ligação B_{rrh}	S
D_b	Tempo de <i>buffering</i>	S
R	Latência mínima, respetivo a todas RRHs	S
R_p	Latência mínima, respetivo a cada prioridade	S

Tabela 8 Parâmetros usados na análise da *switched* Ethernet

- Tal com no caso anterior, alguns parâmetros apresentados na Tabela 8 são constantes:
- Latência máxima permitida (RTT) é igual a $246\mu s$, ver Sec. 2.3.2.1;
 - A velocidade de propagação da luz na fibra é aproximadamente de $v = 2 * 10^8$ m/s;
 - O tamanho do cabeçalho duma trama Ethernet (H) é de 44 *bytes*, ver Tabela 3, Sec. 2.2.1.

De notar mais uma vez que os parâmetros B_{cpri} e M são relativos à opção CPRI considerada (ver Tabela 6, Sec. 2.3.2.2).

No caso da *switched* Ethernet, os comportamentos no sentido descendente e ascendente são idênticos, pois a rede é baseada em ligações ponto-a-ponto bidirecionais pelo

que não há motivo para considerar tamanhos de pacotes Ethernet diferentes para cada sentido. Assim, considera-se um tamanho único de campo de dados P para os dois sentidos (no caso em que não se considera o uso de prioridades) ou um tamanho único por prioridade p de campo de dados P_p que podem ser diferentes, mas que o valor escolhido para cada prioridade é o mesmo nos dois sentidos (descendente e ascendente).

No sentido descendente da *switched* Ethernet, os pacotes Ethernet são multiplexados na BBU para depois serem enviados para o *switch*. Este, por sua vez, reenvia os pacotes para cada RRH. No sentido ascendente, os pacotes Ethernet provenientes das RRHs são multiplexados no *switch* e depois seguem caminho para a BBU. Relativamente ao mecanismo de eliminação de *jitter*, considera-se que a rede *switched* Ethernet está exclusivamente a ser usada como rede de suporte ao CPRI. Tal como se explicou para a EPON no sentido descendente, como os fluxos CPRI são de ritmo constante, mesmo no pior caso, se o recetor começar a consumir o primeiro pacote após ter recebido o segundo pacote Ethernet, é garantido que se elimina o *jitter* máximo que a rede possa introduzir. Neste caso, este mecanismo é igual tanto no sentido descendente como no sentido ascendente.

A Figura 28 seguinte identifica todos os fatores de atraso envolvidos no sentido ascendente (*Upstream*) e descendente (*Downstream*) pela transmissão assíncrona dos pacotes Ethernet que transportam os fluxos CPRI. Mais uma vez, as camadas 1, 2 e 3 do LTE situam-se do lado da BBU *pool* e a Figura 28 identifica em que componente do sistema cada um dos fatores de atraso é introduzido.

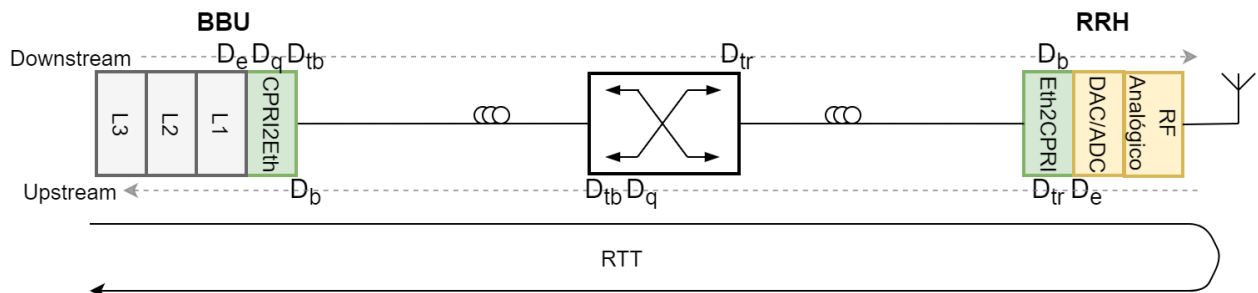


Figura 28 Atrasos temporais introduzidos pela *switched* Ethernet

Nas 3 subsecções seguintes, aborda-se separadamente as 3 alternativas consideradas para a rede *switched* Ethernet: (i) sem prioridades e com pacotes Ethernet de tamanho único, (ii) com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho único e (iii) com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho variável.

3.3.1 Switched Ethernet - sem prioridades e com pacotes Ethernet de tamanho único

Neste caso, assume-se que os pacotes Ethernet de todos os fluxos CPRI são de tamanho único (P) e são tratados pela rede Ethernet com a mesma prioridade. Assim, neste cenário, o objetivo da análise de pior caso é determinar um comprimento máximo L tal que se os comprimentos em fibra de todas as RRHs forem menores ou iguais a L , os requisitos do LTE são cumpridos. Ou seja, L representa a cobertura geográfica máxima que a rede *switched* Ethernet pode ter para poder funcionar como rede *fronthaul*.

No sentido descendente, o atraso total D_{down} é composto por todos os atrasos desde a geração do fluxo CPRI na BBU, até este ser recebido pela respetiva RRH. Para se obter o valor de D_{down} é preciso somar o tempo de encapsulamento (D_e), o tempo em fila de espera (D_q), o tempo de transmissão do pacote na ligação B_{bbu} (D_{tb}), o tempo de transmissão do pacote

na ligação B_{rrh} (D_{tr}) e o tempo de *buffering* (D_b) (ver Figura 28). Pelas mesmas razões já referidas para a EPON no sentido descendente, o tempo de encapsulamento (D_e) é igual a $P_d M / B_{cpri}$ e o tempo de *buffering* (D_b) é igual a D_e (relembrar que também neste caso, assume-se que no início de cada ligação CPRI o recetor começa a consumir o primeiro pacote após ter recebido o segundo pacote Ethernet). Uma vez que o percurso do pacote desde a BBU até à RRH passa por duas ligações, existem dois tempos de transmissão: o tempo de transmissão na ligação da BBU para o *switch* (D_{tb}), igual a $(P_d M + H) / B_{bbu}$, e o tempo de transmissão na ligação do *switch* para a RRH (D_{tr}), igual a $(P_d M + H) / B_{rrh}$. O tempo em fila de espera (D_q) depende do tempo de transmissão da ligação entre a BBU e o *switch* e, pelas razões já discutidas na EPON, no sentido descendente, é no máximo igual a $D_q = (N - 1) D_{tb}$ (é o tempo que o pacote tem que esperar pelos outros $N - 1$ pacotes para depois ser transmitido pela ligação com taxa de transmissão de B_{bbu}).

No sentido ascendente, o atraso total D_{up} é o mesmo que no sentido descendente (*i.e.*, $D_{up} = D_{down}$) pois os fatores de atraso são iguais. Note-se que no sentido descendente, o tempo na fila de espera (D_q) que os pacotes sofrem acontece à saída da BBU enquanto que no sentido ascendente este fator de atraso acontece na porta da ligação do *switch* à BBU (ver Figura 28) mas o seu valor máximo é igual.

A latência mínima introduzida pela rede Ethernet é a soma dos atrasos mínimos D_{down} e D_{up} . Somando todos os fatores de atraso de cada um, a latência mínima R é dada pela Eq. (7) seguinte:

$$R = 2 \times \left(\frac{2PM}{B_{cpri}} + \frac{N(PM + H)}{B_{bbu}} + \frac{(PM + H)}{B_{rrh}} \right) \quad (7)$$

A cobertura máxima da rede, definida pelo parâmetro L , é o maior valor tal que a latência máxima imposta pelo HARQ do LTE é ainda cumprida. As primeiras condições a serem cumpridas são dadas por:

$$NB_{cpri} \leq B_{bbu} \quad B_{cpri} \leq B_{rrh} \quad (8)$$

que definem que a capacidade das ligações não pode ser inferior ao ritmo de geração dos fluxos CPRI que por elas passam.

Para determinar a cobertura máxima, é necessário escolher o valor de P que minimiza a latência máxima R . A escolha deste parâmetro obedece a um conjunto de condições. A condição imposta pela Eq.(9):

$$NB_{cpri} \left(\frac{PM + H}{PM} \right) \leq B_{bbu} \quad (9)$$

garante que a taxa de transmissão total de pacotes Ethernet de todos os fluxos CPRI (ou seja, contabilizando o *overhead* dos cabeçalhos Ethernet) não seja superior à capacidade da ligação entre a BBU e o *switch* (B_{bbu}). A condição imposta pela Eq.(10):

$$B_{cpri} \left(\frac{PM + H}{PM} \right) \leq B_{rrh} \quad (10)$$

garante que a taxa de transmissão total de pacotes Ethernet de cada fluxo CPRI (ou seja, contabilizando o *overhead* dos cabeçalhos Ethernet) não seja superior à capacidade da ligação entre o *switch* e cada RRH (B_{rrh}).

O fluxograma do algoritmo desenvolvido que determina o menor valor de R é apresentado na Figura 29. Este algoritmo (designado por Função 1) inclui os passos seguintes:

1. Verificar se as condições (8) são válidas; se não forem, o algoritmo termina.
2. Determinar o valor P que minimiza a latência R dada pela Eq. (7). O algoritmo começa por $P = 1$ e incrementa este valor até que tanto a Eq.(9) como a Eq.(10) sejam satisfeitas. O valor final P_f fica com o primeiro valor P que satisfaz as duas equações.
3. Calcular a latência mínima R pela Eq. (7) usando o valor P_f determinado no passo anterior.
4. Validar o valor obtido de R . Se R for superior a RTT , significa que o número de RRHs N considerado é demasiado grande para a rede *switched* Ethernet poder suportar o CPRI.

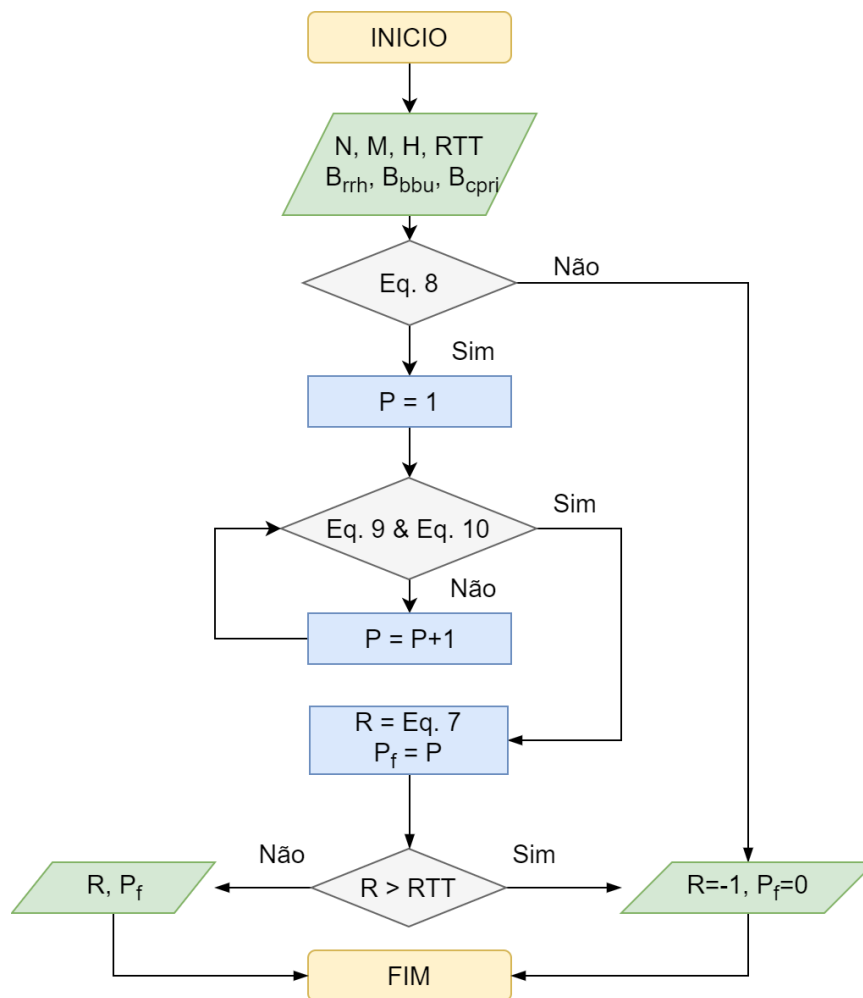


Figura 29 Fluxograma do cálculo de R para a *switched* Ethernet sem prioridades e pacotes Ethernet de tamanho único (função 1)

Para calcular o comprimento máximo L é preciso primeiro calcular a latência mínima (R), para depois subtrair à latência máxima ($RTT = 246\mu$) e assim determinar o tempo que sobra para a propagação em fibra (dado pela Eq. (6) apresentada anteriormente para a EPON).

3.3.2 Switched Ethernet - com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho único

Neste caso, assume-se que os pacotes Ethernet de todos os fluxos CPRI são de tamanho único (P) mas são tratados pela rede Ethernet com prioridades diferentes. Atribui-se maior prioridade aos pacotes de/para as RRHs com comprimento em fibra maior. A motivação é simples: RRHs com comprimento de fibra menor sofrem menos atraso de propagação pelo que podem sofrer latências R maiores para cumprir com o RTT imposto pelo HARQ do LTE. Assim, neste cenário, o objetivo da análise de pior caso é determinar um comprimento máximo L_p para a RRH com prioridade p , tal que se cada comprimento em fibra for menor ou igual a L_p em que p é a prioridade da RRH, os requisitos do LTE são cumpridos.

A cada RRH é atribuída uma prioridade (p), entre 1 e N , em que $p = 1$ é a prioridade mais alta. A única diferença entre este caso e o caso da *switched* Ethernet sem prioridades (Sec. 3.3.1) é que neste caso o tempo na fila de espera (D_q) depende da prioridade de cada RRH. O D_q máximo corresponde ao tempo máximo que um pacote pode ter que esperar quando chega à fila de espera. Este tempo máximo é agora diferente para diferentes prioridades. O D_{qp} máximo de um pacote de prioridade p corresponde a ter que esperar no pior caso pela transmissão dos pacotes de maior prioridade (de 1 até $p - 1$) e de um pacote de menor prioridade que possa ter já começado a ser transmitido (algoritmo de prioridades não-preemptivo). Os esquemas da Figura 30 à Figura 32 seguintes ilustram três casos representativos da fila de espera que impõe o pior atraso sofrido por cada prioridade assumindo que existem N RRHs.

Na Figura 30, está representado o caso relativo à RRH 1 (azul clarinho). No pior caso, o pacote proveniente da RRH 1 tem que esperar pelo pacote que está a ser transmitido (azul escuro), que pode ser proveniente duma RRH entre 2 e N (pacotes de cor cinzento). Deste modo, por ter prioridade máxima, não tem que esperar por nenhum outro pacote mas apenas pelo que está a ser transmitido.

	RRH 1	RRH 2	RRH 3	RRH 4	RRH 5	...	RRH N
$p > 1$	$p = 1$	$p = 2$	$p = 3$	$p = 4$	$p = 5$		$p = N$

Figura 30 Fila de espera relativa ao pacote proveniente da RRH 1, prioridade máxima $p=1$

Na Figura 31, está representado o caso relativo à RRH 4 (azul clarinho). No pior caso, o pacote proveniente da RRH 4 tem que esperar pelos pacotes de prioridade $p = 1, 2, 3$ (a vermelho) e ainda pelo que está a ser transmitido (azul escuro), que pode ser proveniente duma RRH entre 5 e N (pacotes de cor cinzento).

	RRH 1	RRH 2	RRH 3	RRH 4	RRH 5	...	RRH N
$p > 4$	$p = 1$	$p = 2$	$p = 3$	$p = 4$	$p = 5$		$p = N$

Figura 31 Fila de espera relativa ao pacote proveniente da RRH 4, prioridade $p=4$

Na Figura 32, está representado o caso relativo à última RRH N (azul clarinho). No pior caso, o pacote proveniente da RRH N tem que esperar pelos pacotes de prioridade $p = 1, \dots, N - 1$. No entanto, por ser o de menor prioridade, se houver um pacote a ser transmitido de uma qualquer prioridade, nenhum pacote da mesma prioridade está na fila de espera. Assim, como o tamanho dos pacotes Ethernet é igual para todas as prioridades, as prioridades $N-1$ e N terão o mesmo atraso em fila de espera de pior caso.

RRH 1	RRH 2	RRH 3	RRH 4	RRH 5	...	RRH N
$p = 1$	$p = 2$	$p = 3$	$p = 4$	$p = 5$		$p = N$

Figura 32 Fila de espera relativa ao pacote proveniente da última RRH N, prioridade mínima $p=N$

Assim, o atraso máximo em fila de espera (D_q^p) da prioridade p é:

$$D_q^p = (N_p - 1)D_{tb}$$

em que o parâmetro N_p assume o valor $N_p = p + 1$, para $p = 1, \dots, N - 1$ e o valor $N_p = p$ para $p = N$. Substituindo na Eq.(7) o valor de D_q por D_q^p para cada prioridade p obtém-se a Eq. (11) seguinte:

$$R_p = 2 \times \left(\frac{2PM}{B_{cpri}} + \frac{N_p(PM + H)}{B_{bbu}} + \frac{(PM + H)}{B_{rrh}} \right) , \quad p = 1 \dots N \quad (11)$$

que indica a latência R_p introduzida pela Ethernet para os pacotes de cada prioridade p . Com o valor R_p determinado, é possível saber o tempo que sobra para a propagação subtraindo R_p a RTT . Consequentemente, a Eq. (12) seguinte:

$$L_p = \frac{v}{2}(RTT - R_p) , \quad p = 1 \dots N \quad (12)$$

permite obter o comprimento máximo (L_p), de fibra, da ligação entre a BBU e cada RRH com prioridade p , cumprindo com os requisitos de latência e *jitter* do LTE.

O fluxograma do algoritmo desenvolvido que determina o menor valor R_p de cada prioridade, é apresentado na Figura 33. Este algoritmo (designado por Função 2) inclui os passos seguintes:

1. Verificar se as condições (8) são válidas; se não forem, o algoritmo termina.
2. Determinar o valor mínimo de P possível. O algoritmo começa por $P = 1$ e incrementa este valor até que tanto a Eq.(9) como a Eq.(10) sejam satisfeitas. O valor final P_f fica com o primeiro valor P que satisfaz as duas equações.
3. Calcular a latência mínima R_p para cada RRH (de prioridade p) pela Eq. (11). Começa-se pela prioridade maior $p = 1$, determina-se o valor de R_p usando a Eq. (11) e valida-se este valor (verificando se ele é menor que o RTT imposto pelo HARQ do LTE). Se a validação for negativa, o algoritmo termina (significa que o número de RRHs N considerado é demasiado grande para a rede *switched* Ethernet poder suportar o CPRI). Se a validação for positiva, faz-se $p = p + 1$ e repete-se as operações anteriores. Este ciclo termina quando os valores R_p forem calculados e validados para todos os valores de prioridade ($p = 1 \dots N$).

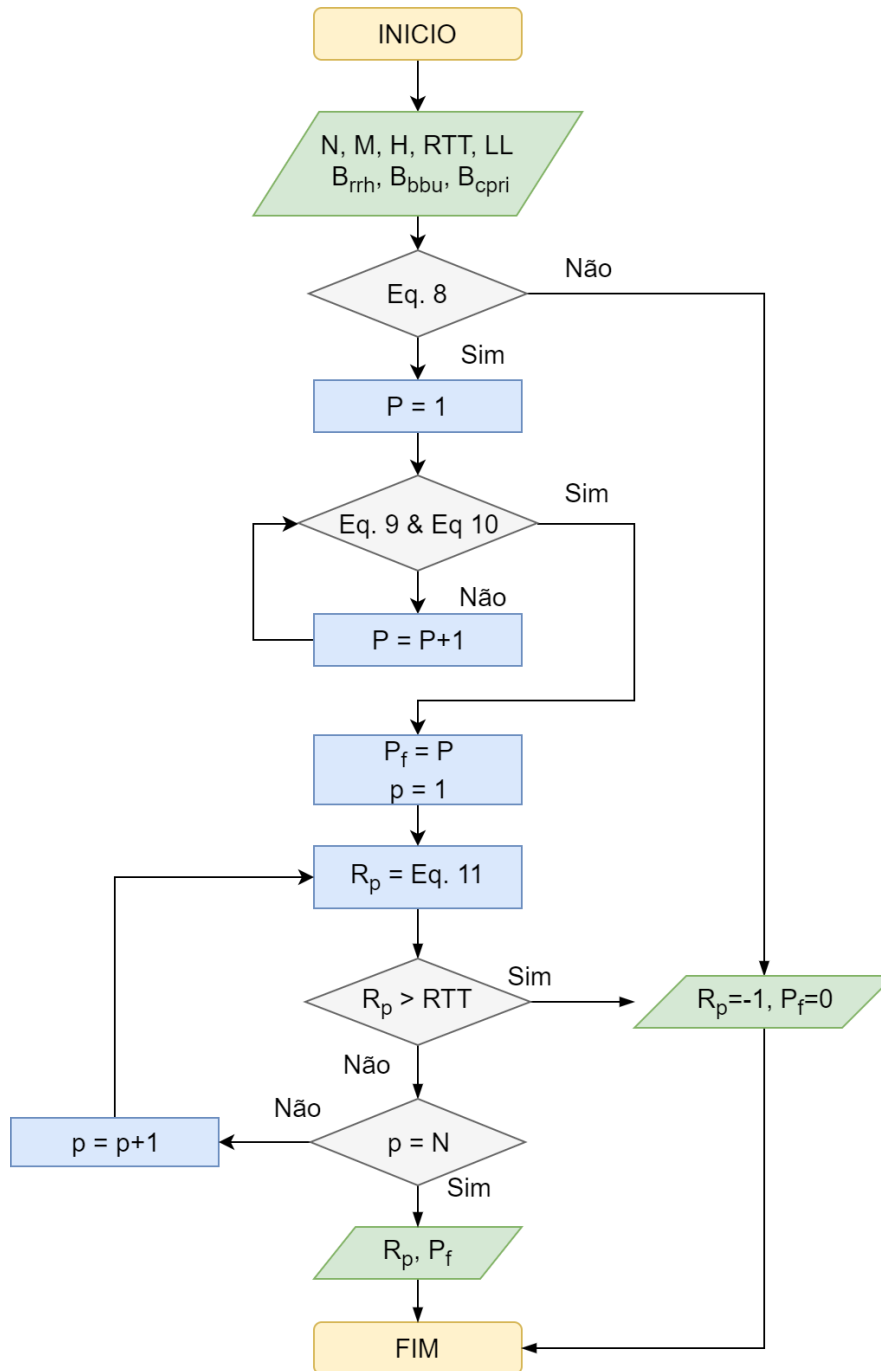


Figura 33 Fluxograma do cálculo de R_p para a *switched* Ethernet com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho único (função 2)

3.3.3 *Switched* Ethernet - com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho variável

Neste caso, assume-se que os pacotes Ethernet de cada fluxo CPRI são tratados pela rede Ethernet com prioridades diferentes (tal como na subsecção anterior) mas agora os pacotes de diferentes prioridades podem também ter tamanhos diferentes. Assim, neste caso, tem-se em consideração os valores dos comprimentos em fibra E_p da BBU *pool* à RRH de cada prioridade p , conhecidos *a priori*. O objetivo é determinar os valores do tamanho P_p

dos pacotes Ethernet para cada prioridade p tal que a latência de todas as prioridades seja inferior ou igual ao valor RTT imposto pelo HARQ do LTE. De notar que o objetivo não é obter valores diferentes de P_p mas considerá-los diferentes se for necessário. Assim, nos métodos propostos nesta subsecção, começa-se sempre por executar a função 2 (que considera prioridades, mas pacotes de tamanho único, conforme descrito na subsecção anterior) e apenas se esta solução não for válida é que se determina uma solução com pacotes Ethernet de tamanho variável.

Para compreender a utilidade de se considerar tamanhos dos pacotes Ethernet diferentes entre diferentes prioridades, considere-se um caso em que para tamanhos únicos de pacotes (e considerando o menor tamanho possível) algumas RRHs têm uma latência abaixo do RTT imposto pelo HARQ do LTE, mas outras RRHs têm uma latência acima do mesmo RTT (ou seja, não é possível cumprir em simultâneo com o RTT para todas as RRHs). Neste caso, as primeiras RRHs podem ter tamanhos de pacotes maiores (desde que a latência resultante não ultrapasse o RTT) dando assim espaço a se poder diminuir o tamanho dos pacotes das segundas RRHs na esperança que agora possam cumprir com o RTT imposto pelo HARQ do LTE.

O esquema apresentado na Figura 34 ilustra um caso representativo da fila de espera que impõe o pior atraso sofrido assumindo que existem N RRHs. De notar que apesar do esquema ser semelhante a um dos esquemas da subsecção anterior, desta vez o tamanho de cada pacote está representado por “<---->” e a figura apresenta o caso genérico em que as diferentes prioridades têm pacotes de tamanhos diferentes (quanto mais larga for a coluna, maior é o tamanho do pacote Ethernet).

Na Figura 34, está representado o caso relativo à RRH 4 (azul claro). No pior caso, o pacote proveniente da RRH 4 tem que esperar pelo pacote que está a ser transmitido (azul escuro), com um tamanho igual ao maior tamanho dos pacotes das RRH entre 5 e N (pacotes de cor cinzento) e pelos pacotes de prioridade $p = 1, 2$ e 3 (pacotes de cor vermelha).

	RRH 1	RRH 2	RRH 3	RRH 4	RRH 5	...	RRH N
Max($p > 4$)	$p = 1$	$p = 2$	$p = 3$	$p = 4$	$p = 5$		$p = N$
<----->	<---->	<----->	<----->	<----->	<----->		<----->

Figura 34 Fila de espera relativa ao pacote proveniente da RRH 4, prioridade $p=4$

Para a RRH 1 (*i.e.*, com prioridade $p = 1$), os pacotes têm de esperar no pior caso pelo pacote de maior tamanho proveniente duma RRH entre 2 e N . Para a RRH N (*i.e.*, com prioridade $p = N$), os pacotes têm de esperar no pior caso por todos os pacotes de prioridades inferiores a esta. Note-se que, por haver tamanhos de pacotes diferentes para cada prioridade, ao contrário do caso da subsecção anterior, o pior valor de atraso em fila de espera para a RRH N pode ser diferente deste valor para a RRH $N-1$.

Quando os pacotes têm tamanhos variáveis, todos os fatores de atraso são diferentes para os fluxos de diferentes prioridades. Primeiro, para cada prioridade p , considere-se o parâmetro \bar{P}_p igual ao maior dos tamanhos de pacote P_i entre todas as prioridades de valor i maior que p , *i.e.*, para valores de $i > p$. Em cada sentido (tanto descendente como ascendente), os fatores de atraso para a prioridade p são os seguintes. O tempo de encapsulamento na origem é:

$$D_e^p = \frac{P_p M}{B_{cpri}}$$

o tempo em fila de espera na ligação BBU \leftrightarrow switch é:

$$\begin{cases} D_q^p = \frac{(\bar{P}_p M + H)}{B_{bbu}} & , p = 1 \\ D_q^p = \sum_{i=1}^{p-1} \frac{(P_i M + H)}{B_{bbu}} + \frac{(\bar{P}_p M + H)}{B_{bbu}} & , p = 2, \dots, N - 1 \\ D_q^p = \sum_{i=1}^{p-1} \frac{(P_i M + H)}{B_{bbu}} & , p = N \end{cases}$$

o tempo de transmissão do pacote na ligação BBU \leftrightarrow switch é:

$$D_{tb}^p = \frac{(P_p M + H)}{B_{bbu}}$$

o tempo de transmissão do pacote na ligação switch \leftrightarrow RRH é:

$$D_{tr}^p = \frac{(P_p M + H)}{B_{rrh}}$$

e o tempo de *buffering* no destino, pelas razões já descritas anteriormente, é igual ao tempo de encapsulamento, i.e., $D_b^p = D_e^p$.

Dado um conjunto de valores P_p que especifica o tamanho dos pacotes Ethernet escolhidos para cada prioridade p , somando os fatores de atraso enumerados e multiplicando por 2 (todos os fatores de atraso são introduzidos em cada sentido), a latência mínima R_p resultante para cada prioridade p é dada pela Eq.(13) seguinte:

$$R_p = \begin{cases} 2 \times \left(\frac{2P_p M}{B_{cpri}} + \sum_{i=1}^p \frac{(P_i M + H)}{B_{bbu}} + \frac{(\bar{P}_p M + H)}{B_{bbu}} + \frac{(P_p M + H)}{B_{rrh}} \right) & , p = 1 \dots N - 1 \\ 2 \times \left(\frac{2P_p M}{B_{cpri}} + \sum_{i=1}^p \frac{(P_i M + H)}{B_{bbu}} + \frac{(P_p M + H)}{B_{rrh}} \right) & , p = N \end{cases} \quad (13)$$

Note-se que, com os valores R_p os obtidos pela Eq.(13), o comprimento máximo (L_p), de fibra, entre a BBU e a RRH com prioridade p , que cumpre com os requisitos do LTE é determinado pela Eq. (12) já apresentada na subsecção anterior. Assim, o objetivo dos algoritmos é conseguir um conjunto de valores P_p tal que os comprimentos máximos (L_p), de fibra sejam todos maiores ou iguais que os valores dos comprimentos em fibra E_p conhecidos *a priori*. Na implementação, a função *CalculateL* (cujo fluxograma é apresentado na Figura 35) é o módulo que, dado um conjunto de valores P_p escolhido, determina os valores L_p .

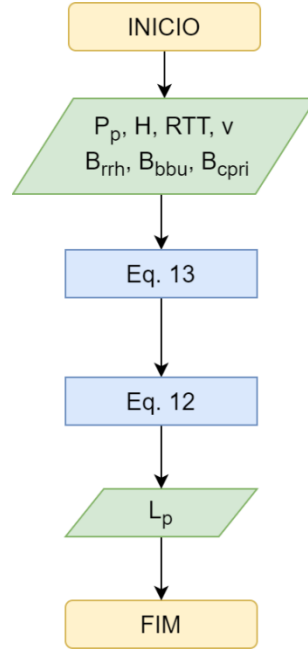


Figura 35 Fluxograma da função *CalculateL*

A escolha dos valores P_p tem de cumprir (tal como nas subsecções anteriores) com as capacidades da rede Ethernet obedecendo a um conjunto de condições. A condição imposta pela Eq. (14):

$$B_{cpri} \left(\sum_{p=1}^N \left(\frac{P_p M + H}{P_p M} \right) \right) \leq B_{bbu} \quad (14)$$

garante que a taxa de transmissão total de pacotes Ethernet de todos os fluxos CPRI (ou seja, contabilizando o *overhead* dos cabeçalhos Ethernet de acordo com o tamanho do campo de dados de cada prioridade) não seja superior à capacidade da ligação entre a BBU e o switch (B_{bbu}). A condição imposta pela Eq. (15):

$$B_{cpri} \left(\frac{P_p M + H}{P_p M} \right) \leq B_{rrh} \quad , p = 1 \dots N \quad (15)$$

garante que a taxa de transmissão total de pacotes Ethernet de cada fluxo CPRI (ou seja, contabilizando o *overhead* dos cabeçalhos Ethernet e o tamanho dos pacotes de cada fluxo) não seja superior à capacidade da ligação entre o *switch* e cada RRH (B_{rrh}).

O objetivo das duas funções propostas a seguir (função 3 e função 4) é obter um conjunto de valores P_p que cumpra com as condições da Eq. (14) e Eq. (15) e cujos comprimentos L_p resultantes estejam todos acima dos comprimentos E_p .

A ideia das funções desenvolvidas é começar por atribuir valores suficientemente altos aos tamanhos de pacote P_p de todas as prioridades p que cumpram com as condições da Eq. (14) e Eq. (15). Como os valores iniciais são muito altos, os valores L_p são inicialmente todos menores que os valores E_p . As funções implementam um ciclo em que em cada iteração um valor P_p é decrementado tentando tornar todos os valores L_p superiores a E_p e ainda cumprindo com as condições da Eq. (14) e Eq. (15). O resultado das funções é um vetor com os valores L_p se conseguir uma solução em que todos estes valores sejam maiores que os valores E_p , ou um valor de erro “-1”, se nenhuma solução for encontrada.

Antes da descrição das duas funções, considere-se o exemplo do planeamento de uma região com $N = 4$ RRHs ligados à BBU *pool* por um *switch* Ethernet em que $B_{bbu} = 10 \text{ Gbps}$,

$B_{rrh} = 10 \text{ Gbps}$ e o CPRI em uso é a opção 2 ($B_{cpri} = 1.2288 \text{ Gbps}$ e $M = 32 \text{ Bytes}$). Considere-se que os comprimentos em fibra entre cada RRH e a BBU *pool* deste exemplo são: $E_4 = 10 \text{ Km}$, $E_3 = 15 \text{ Km}$, $E_2 = 17 \text{ Km}$ e $E_1 = 17 \text{ Km}$ (note-se que as RRHs foram numeradas pelo seu comprimento em fibra até à BBU *pool* dando maior prioridade, *i.e.*, menor valor de p , às RRHs mais distantes). A Figura 36 representa este exemplo com os valores E_p e os valores iniciais L_p resultantes de se considerar um valor inicial de 200 para todos os P_p (que multiplicado por M , dá 6400 Bytes). Como se pode observar na Figura 36, os valores iniciais L_p são todos muito inferiores aos valores E_p . Este exemplo é usado mais à frente para ilustrar o funcionamento das funções.

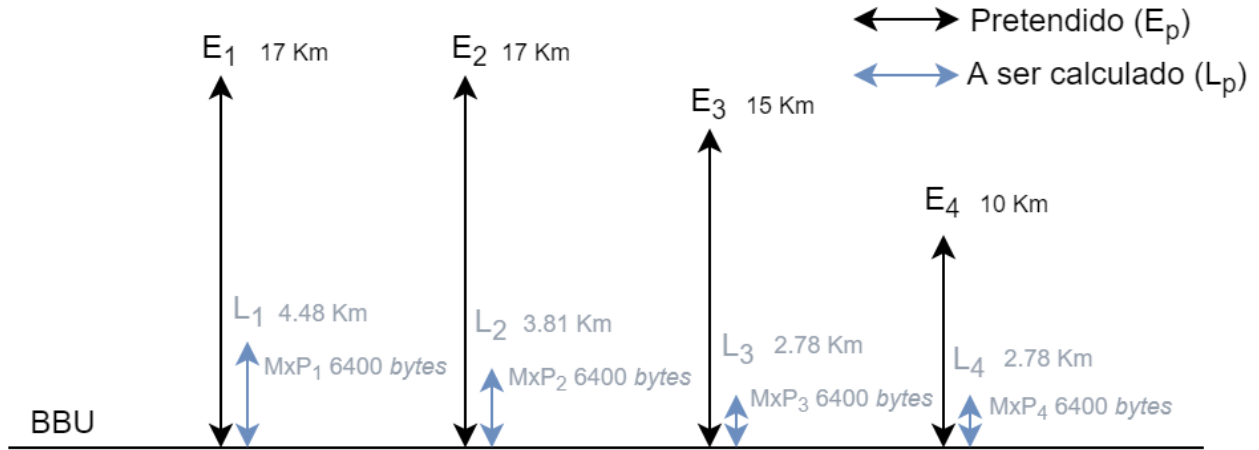


Figura 36 Ilustração dos valores iniciais, para um tamanho inicial do campo de dados $M \times P_p = 32 \times 200 = 6400 \text{ bytes}$

• Função 3

Inicialmente, é atribuído o tamanho de campo de dados $P_p = P_{ini}$ para todas as prioridades p em que P_{ini} é um parâmetro da função. Após alguns testes computacionais preliminares, o valor P_{ini} escolhido para os resultados finais foi de $P_{ini} = 200$ nos casos em que o CPRI em uso é a opção 2 e $P_{ini} = 100$ nos casos em que o CPRI em uso é a opção 3.

De seguida, é calculado, através da função *CalculateL* apresentada anteriormente, o valor L_p para cada prioridade p . Com base nestes valores, a função escolhe um valor P_p para ser decrementado. Esta escolha é feita entre 2 alternativas. Primeiro, descreve-se as alternativas e, posteriormente, descreve-se o critério de escolha entre as duas.

Alternativa 1 – Para cada prioridade, subtrai-se o valor atual L_p ao valor E_p . A prioridade p selecionada é a que tem maior diferença ($E_p - L_p$), *i.e.*:

$$p = \underset{i=1 \dots N}{\operatorname{argmax}}(E_i - L_i) \quad (16)$$

O objetivo desta alternativa é selecionar a prioridade cujo comprimento em fibra máximo da RRH respetiva à BBU *pool* está mais longe do comprimento real.

Caso haja mais que uma prioridade com a mesma diferença, é escolhida a prioridade maior (*i.e.*, o menor valor de p). A razão para esta opção é porque reduzindo o tamanho dos pacotes de uma prioridade, reduz-se o tempo de fila de espera dos pacotes de todas as prioridades menores. Assim, escolhendo uma prioridade maior, obtém-se uma melhoria num número maior de prioridades.

Escolhida a prioridade p , decrementa-se o valor P_p e, através da função *CalculateL*, obtém-se o conjunto de valores L_{p1} .

Alternativa 2 – A prioridade p selecionada é a prioridade cujo valor atual de tamanho de pacote P_p é o maior entre todas as prioridades, *i.e.*,

$$p = \underset{i=1 \dots N}{\operatorname{argmax}}(P_i) \quad (17)$$

uma vez que reduzir o tamanho do pacote de maior tamanho influencia positivamente o tempo em fila de espera dos pacotes de todas as prioridades. Caso haja mais que uma prioridade com o mesmo tamanho P_p , é escolhida a prioridade maior (*i.e.*, o menor valor de p) pela mesma razão apresentada na Alternativa 1. Finalmente, escolhida a prioridade p , decrementa-se o valor P_p e, através da função *CalculateL*, obtém-se o conjunto de valores L_{p2} .

Escolha entre a Alternativa 1 e a Alternativa 2 – Na função 3, a estratégia é tentar aproximar os valores L_p dos valores pretendidos E_p escolhendo a alternativa cuja diferença do pior caso seja menor. Assim, das duas alternativas (1 e 2), opta-se pela que tiver o menor valor entre o valor máximo do vetor diferença ($E_p - L_{p1}$) e o valor máximo do vetor diferença ($E_p - L_{p2}$). Consoante a melhor alternativa, L_p fica igual a L_{p1} ou a L_{p2} .

Após a escolha entre as duas alternativas, são feitas iterações até que os valores de L_p sejam todos superiores ou iguais aos valores pretendidos E_p e ao mesmo tempo que seja verificada a validade das condições da Eq. (14) e Eq. (15). Caso contrário, se uma destas condições deixar de ser válida, o algoritmo termina sem solução. O fluxograma do algoritmo desenvolvido que determina o valor R_p de cada prioridade p , é apresentado na Figura 37. Este algoritmo (designado por Função 3) inclui os passos seguintes:

1. Verificar se as condições da Eq. (8) são válidas; se não forem, o algoritmo termina.
2. Calcular a solução com a Função 2 (com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho único). Se solução válida, o algoritmo termina com esta solução. Caso contrário, avança para o próximo passo.
3. Atribuir o vetor P_p com o valor P_{ini} para todas as prioridades $p = 1, \dots, N$ e, através da função *CalculateL*, determinar o vetor L_p .
4. Verificar para o vetor P_p a validade da Eq. (14) e Eq. (15). Se uma das condições for inválida, o algoritmo termina sem solução. Se ambas as condições forem válidas, o algoritmo avança para o próximo passo.
5. Verificar se a solução é válida. Se todos os valores L_p forem superiores ou iguais a E_p , o algoritmo avança para o passo 8. Se não, avança para o próximo passo.
6. Executar a Alternativa 1 e determinar os vetores P_{p1} e E_{p1} com os novos valores de tamanho de pacote e de comprimento em fibra resultantes. Executar a Alternativa 2 e determinar os vetores P_{p2} e E_{p2} com os novos valores de tamanho de pacote e de comprimento em fibra resultantes.
7. Se máximo do vetor ($E_p - L_{p1}$) menor que máximo do vetor ($E_p - L_{p2}$), fazer $P_p = P_{p1}$ e $L_p = L_{p1}$. Caso contrário, fazer $P_p = P_{p2}$ e $L_p = L_{p2}$. Retornar ao passo 4.
8. Determinar o vetor R_p usando o vetor L_p na Eq. (12).

escolhida pela Alternativa 1 e a seta verde indica a prioridade escolhida pela Alternativa 2. A Alternativa 1 escolhe a prioridade $p = 2$ porque é a que exibe maior diferença entre E_p e L_p . A Alternativa 2 escolhe a prioridade $p = 4$ porque é a que exibe maior valor de P_p .

A Tabela 9 apresenta a vermelho os valores do vetor $M \times P_{p1}$ e da diferença $E_p - L_{p1}$ que resultam da Alternativa 1 (alternativa desprezada) e apresenta a verde os valores do vetor $M \times P_{p2}$ e da diferença $E_p - L_{p2}$ que resultam da Alternativa 2 (alternativa escolhida). Na tabela, está assinalado a negrito o valor máximo de cada diferença. A alternativa escolhida é a 2 porque o seu valor máximo da diferença é 4.9984 (acontece para $p = 2$), um valor menor que o valor máximo diferença da Alternativa 1 que é 5.0013 (acontece para $p = 1$).

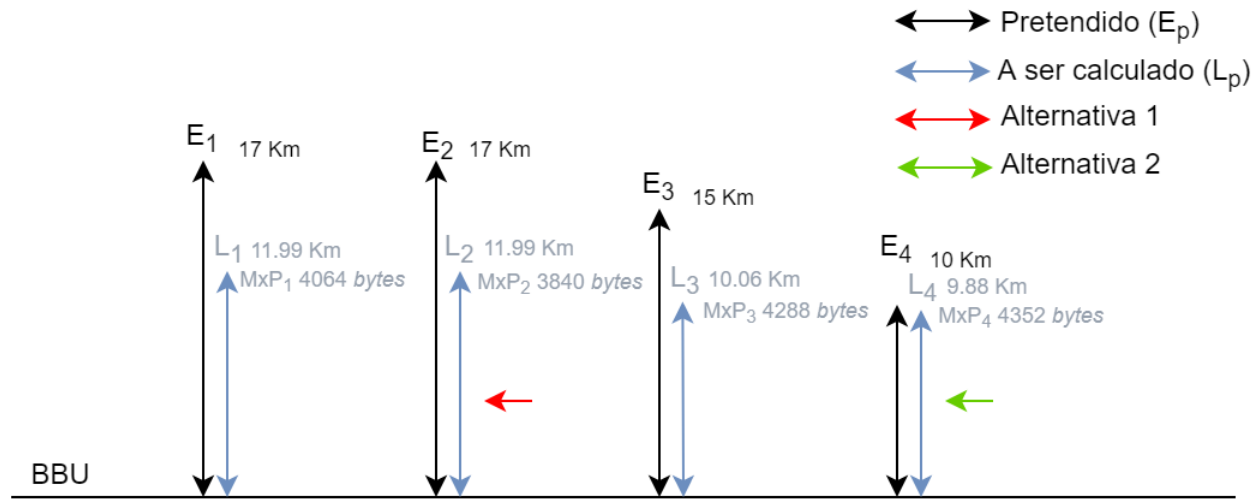


Figura 38 Demonstração dos resultados do programa para a iteração 284, função 3

$E_1 - L_{p1,1}$	Payload (bytes)	$E_2 - L_{p1,2}$	Payload (bytes)	$E_3 - L_{p1,3}$	Payload (bytes)	$E_3 - L_{p1,4}$	Payload (bytes)
5.0013	4064	4.9099	3808	4.9299	4288	0.1068	4352
$E_1 - L_{p2,1}$	Payload (bytes)	$E_2 - L_{p2,2}$	Payload (bytes)	$E_3 - L_{p2,3}$	Payload (bytes)	$E_3 - L_{p2,4}$	Payload (bytes)
4.9961	4064	4.9984	3840	4.9299	4288	0.0183	4320

Tabela 9 Tabela representativa da Figura 38

• Função 4

A função 4 é apenas diferente da função 3 na estratégia implementada para escolher entre a Alternativa 1 e a Alternativa 2. Nesta função, a estratégia é tentar aproximar os valores L_p dos valores pretendidos E_p escolhendo a solução que minimiza a soma dos quadrados das diferenças, contabilizando apenas as diferenças positivas. Assim, primeiro calcula-se para as duas alternativas (1 e 2) os valores k_1 e k_2 da seguinte forma:

$$k_i = \sum_{p=1}^N (E_p - L_{pi})^2, i = 1, 2, p: (E_p - L_{pi} \geq 0) \quad (18)$$

Opta-se pela alternativa i que tiver menor valor de k_i . Consoante a melhor alternativa, tal como no caso anterior, L_p fica igual a L_{p1} ou a L_{p2} . O motivo desta estratégia em relação à estratégia da função 3, é que em vez da escolha ser feita em relação à diferença do pior caso, agora a diferença é feita em relação a todas as RRHs beneficiando as prioridades com menores diferenças ($E_p - L_{pi}$).

O fluxograma do algoritmo desenvolvido que determina o valor L_p de cada prioridade, é semelhante ao da Figura 37, em que apenas difere na decisão de “ L_{p2} melhor que L_{p1} ?”. Assim sendo, o passo 6 passa agora a ser da seguinte forma:

6. Se o k_1 obtido pela Eq. (18) for menor que k_2 (também obtido pela Eq. (18)), fazer $P_p = P_{p1}$ e $L_p = L_{p1}$. Caso contrário, fazer $P_p = P_{p2}$ e $L_p = L_{p2}$. Retornar ao passo 4.

Considerando o exemplo da primeira iteração apresentado na Figura 36, a Figura 39 e a Tabela 10 ilustram o funcionamento da função 4 para a mesma iteração “284”. Na figura, os valores do vetor E_p estão representados a preto, os valores dos vetores $M \times P_p$ e L_p da iteração anterior estão representados a azul claro, a seta vermelha indica a prioridade escolhida pela Alternativa 2 e a seta verde indica a prioridade escolhida pela Alternativa 1. A Alternativa 1 escolhe a prioridade $p = 3$ porque é a que exibe maior diferença entre E_p e L_p . A Alternativa 2 escolhe a prioridade $p = 4$ porque é a que exibe maior valor de P_p .

A Tabela 10 apresenta a vermelho os valores do vetor $M \times P_{p2}$ que resultam da Alternativa 2 (alternativa desprezada) e apresenta a verde os valores do vetor $M \times P_{p1}$ que resultam da Alternativa 1 (alternativa escolhida). Na tabela, está assinalado a negrito o valor que apresenta um menor valor conforme a Eq (18). A alternativa escolhida é a 1 porque o seu valor conforme a Eq (18) é 57.37×10^6 , um valor menor que o valor máximo diferença da Alternativa 2 que é 57.38×10^6 .

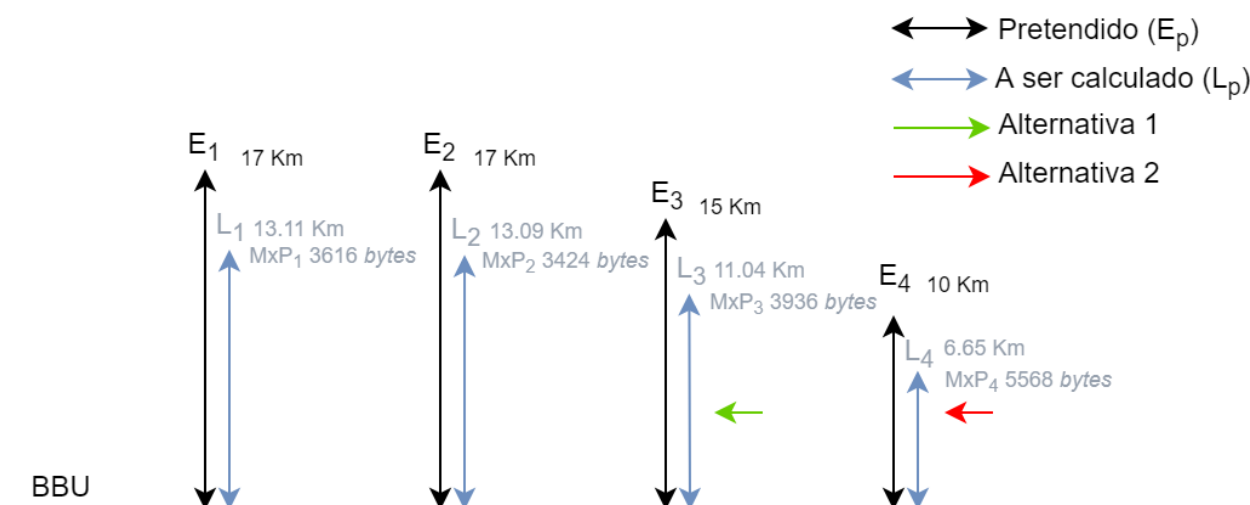


Figura 39 Demonstração dos resultados do programa para a iteração 284, função 4

Payload de $L_{p1,1}$ (bytes)	Payload de $L_{p1,2}$ (bytes)	Payload de $L_{p1,3}$ (bytes)	Payload de $L_{p1,4}$ (bytes)	Eq (18) para L_{p1} (Km)
3616	3424	3904	5568	57.37×10⁶
Payload de $L_{p2,1}$ (bytes)	Payload de $L_{p2,2}$ (bytes)	Payload de $L_{p2,3}$ (bytes)	Payload de $L_{p2,4}$ (bytes)	Eq (18) para L_{p2} (Km)
3616	3224	3936	5536	57.38×10⁶

Tabela 10 Tabela representativa da Figura 39

Para o mesmo caso, os resultados finais obtidos pela função 3 e 4 são apresentados na Tabela 11 seguinte. A função 3 terminou na iteração número 473 e a função 4 terminou

na iteração número 429. Neste caso, a função 4 foi mais eficiente porque precisou de menos iterações para atingir uma solução válida.

		RRH 1	RRH 2	RRH 3	RRH 4
Função 3	Comprimento entre a RRH e BBU (Km)	17.001	17.073	15.018	14.841
	Tamanho do campo de dados (<i>bytes</i>)	2432	2272	2848	2912
Função 4	Comprimento entre a RRH e BBU (Km)	17.016	17.009	15.058	10.016
	Tamanho do campo de dados (<i>bytes</i>)	2336	2208	2752	4576

Tabela 11 Resultados da função 3 e 4 do exemplo

3.4 Análise de dados e comparação das funções implementadas

Todas as funções descritas neste capítulo foram implementadas em MATLAB. Todos os resultados foram obtidos usando o MATLAB R2013a a correr num portátil com um processador i7-5500U-2.40GHz e 8 GB de RAM.

Numa primeira análise, é considerada uma ligação *fronthaul* com pacotes Ethernet de tamanho único e sem uso de prioridades em que o CPRI em uso pode ser a opção 1, opção 2 ou opção 3. A taxa de transmissão considerada é $B = 10$ Gbps para a EPON, e $B_{rrh} = B_{bbu} = 10$ Gbps para a *switched* Ethernet. No caso da *switched* Ethernet, e apenas para a opção 1 do CPRI, considera-se também a taxa de transmissão $B_{rrh} = 1$ Gbps, visto que é um valor também possível pois é superior ao valor da opção 1 do CPRI ($B_{cpri} = 614.4$ Mbps).

A Figura 40 apresenta em forma de gráfico de barras o comprimento máximo em fibra (L) em função do número de RRHs da rede. Pela análise da Figura 40 é possível concluir que a *switched* Ethernet suporta um maior número de RRHs em relação à EPON. Na opção 1 do CPRI, é possível suportar 16 RRHs com a *switched* Ethernet (mesmo para $B_{rrh} = 1$ Gbps, embora neste caso, com uma distância máxima muito curta) e apenas 14 RRHs com a EPON. Na opção 2 do CPRI, é possível suportar 8 RRHs com a *switched* Ethernet e apenas 7 RRHs com a EPON. Na opção 3 do CPRI, é possível suportar 4 RRHs com a *switched* Ethernet e apenas 3 RRHs com a EPON.

Conclui-se também que a *switched* Ethernet permite ter comprimentos máximos maiores que a EPON para o mesmo número de RRHs. Relativamente ao uso de $B_{rrh} = 10$ Gbps ou $B_{rrh} = 1$ Gbps para a opção 1 do CPRI, é possível observar na Figura 40 que com o uso de 1 Gbps há uma redução substancial no comprimento máximo de cada RRH à BBU *pool* apenas no caso de 16 RRHs (para os outros valores, o comprimento máximo é quase igual). Esta redução deve-se ao elevado tamanho necessário dos pacotes Ethernet para suportar 16 RRHs, que afeta o fator $\frac{(PM+H)}{B_{rrh}}$ da Eq. (7). Isto quer dizer que, se o valor de B_{rrh} for maior, a latência introduzida pela Ethernet é menor e, consequentemente, maior é o tempo disponível para a propagação na fibra. Os resultados da Figura 40 estão apresentados em tabelas no Apêndice A na Tabela 20, Tabela 22 e Tabela 23.

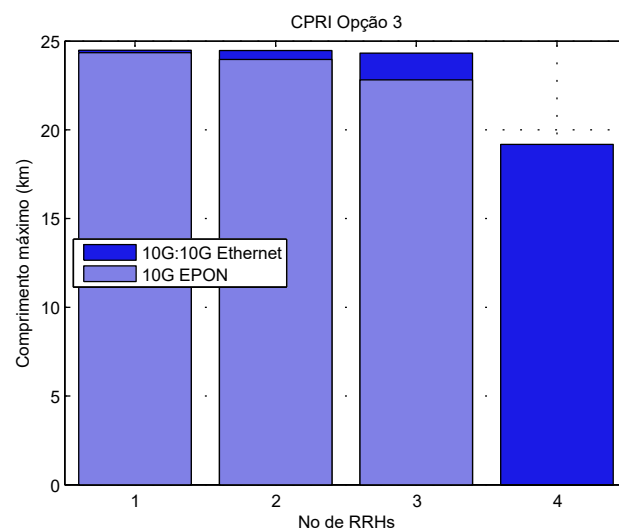
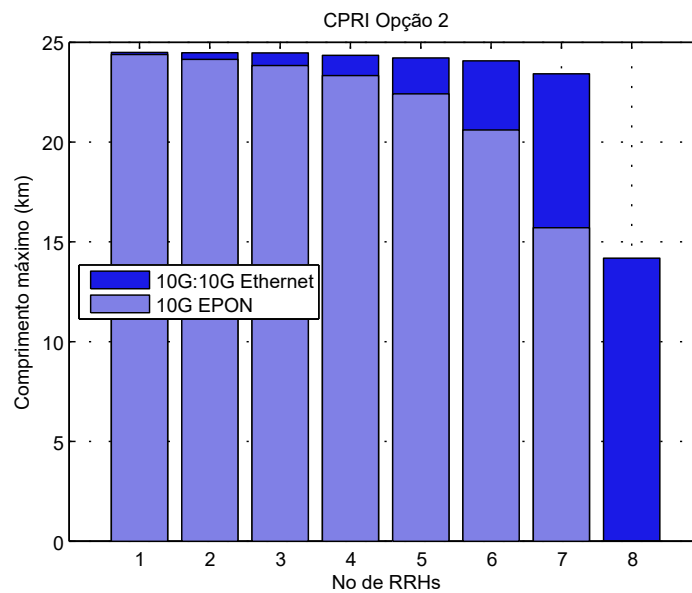
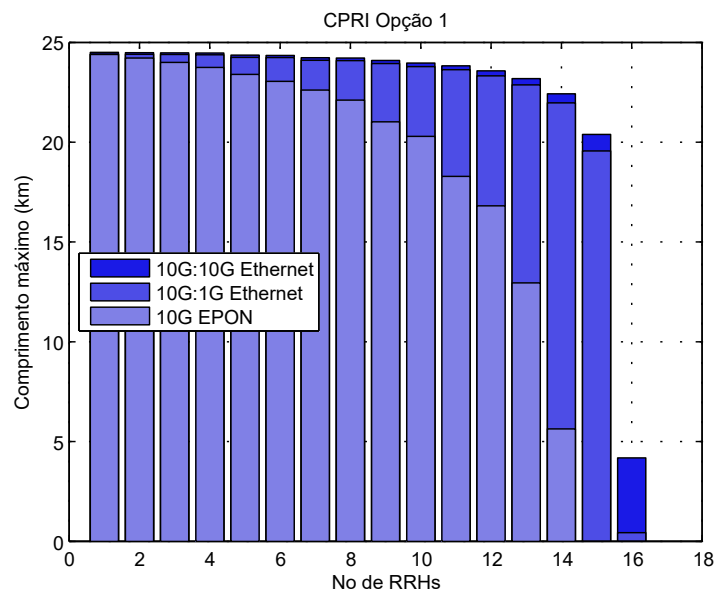


Figura 40 Comprimento máximo de cada RRH em função do número de RRHs

O motivo pelo qual a EPON não consegue suportar tantas RRHs como a *switched* Ethernet, deve-se a dois fatores associados ao TDMA no sentido ascendente. O primeiro é a existência do tempo de guarda (T_g) entre *slots* no TDMA. O segundo é a necessidade dos pacotes de cada ONU terem de esperar pelo *slot* respetivo para serem enviados para a OLT. Consequentemente, a latência introduzida pela EPON ultrapassa o *RTT* imposto pelo HARQ do LTE para menos RRHs quando comparado com a *switched* Ethernet. A Figura 41 apresenta um gráfico logarítmico com a latência R introduzida pelas diferentes tecnologias de rede para as diferentes opções do CPRI em função do número de RRHs da rede. Nesta figura, está indicada a vermelho a latência *RTT* imposta pelo HARQ do LTE. Como se pode observar, para todos os valores de número de RRHs, a latência introduzida pela EPON é sempre superior à *switched* Ethernet e os casos em que ela ultrapassa o *RTT* correspondem aos casos em que o número de RRHs não pode ser suportado pela EPON.

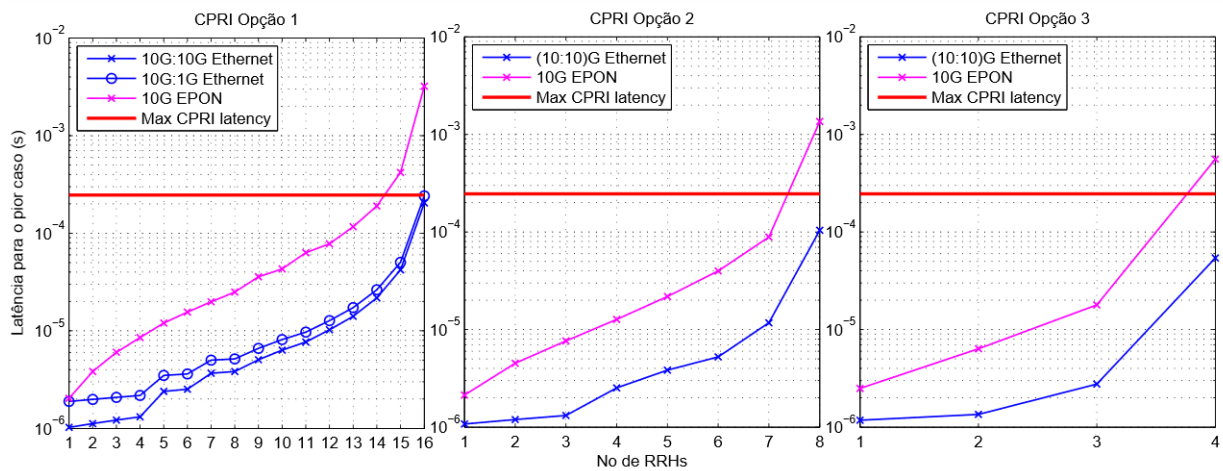
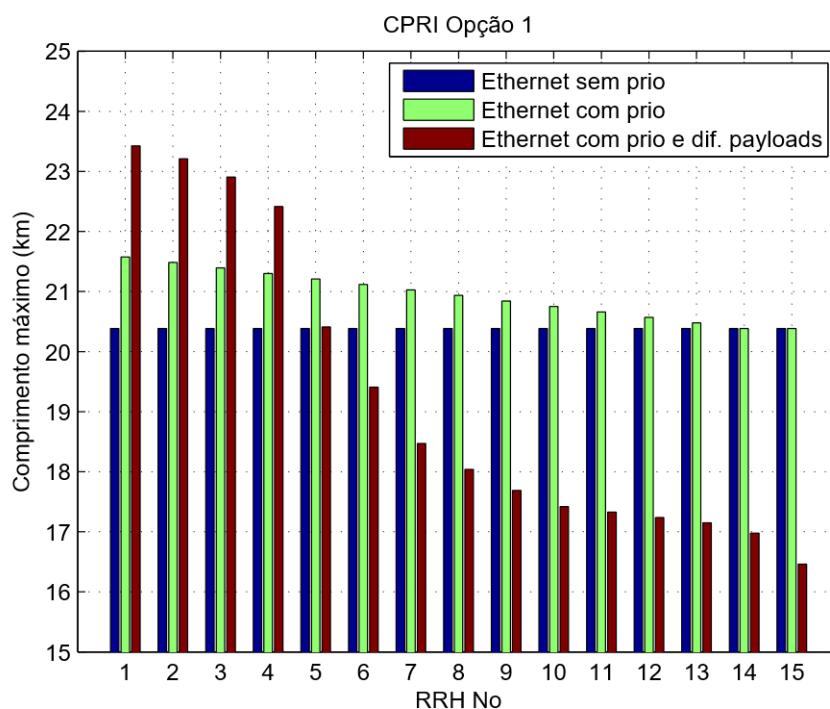


Figura 41 Gráfico logarítmico da latência de pior caso em função do número de RRHs

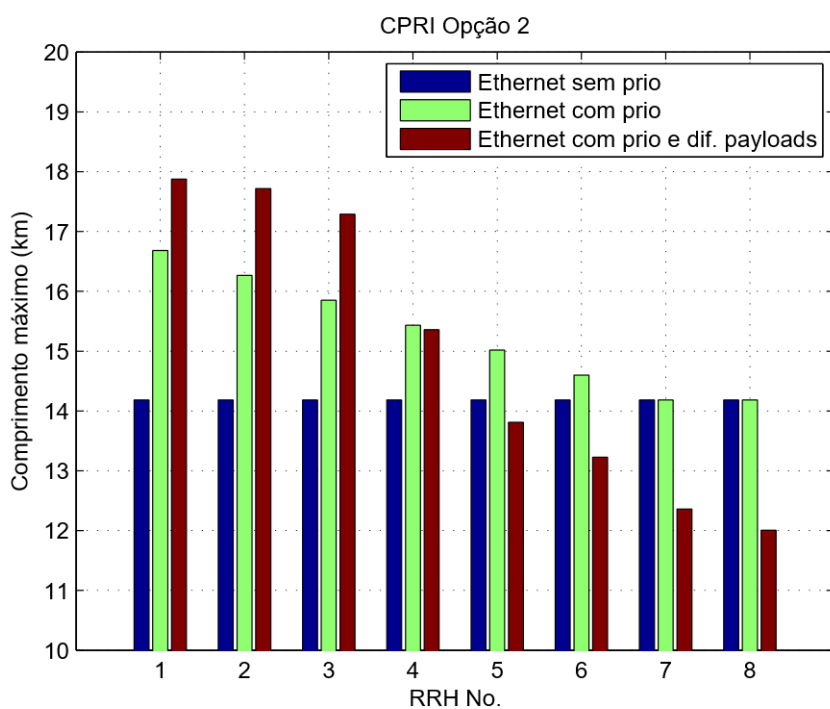
No Apêndice A, é também apresentado o tamanho do campo de dados Ethernet em função do número de RRHs, conforme as características da rede *fronthaul*. Na análise dessas tabelas, é possível verificar que para um número maior de RRHs, o tamanho do campo de dados Ethernet aumenta devido à condição imposta pelas Eq. (9) e (10) para a *switched* Ethernet e pelas Eq.(4) e (5) para a EPON. Com o aumento do campo de dados Ethernet, a latência aumenta e o comprimento máximo em fibra entre as RRHs e a BBU *pool* reduz.

No caso da rede *switched* Ethernet, para analisar o uso de prioridades e tamanhos Ethernet variáveis, escolheu-se dos casos anteriores que consideram a opção 1 e 2 do CPRI, dois casos com um número grande de RRHs (N), dado que é nestes casos que o comprimento máximo em fibra é menor. Assim, para estes casos, usar prioridades e tamanhos de pacotes Ethernet variáveis, poderá permitir obter ganhos nos comprimentos possíveis entre cada RRH e a BBU *pool* e permitir uma maior flexibilidade nos comprimentos máximos a que cada RRH pode estar relativamente à BBU *pool*.

Na Figura 42 estão representados os dois casos escolhidos que consideram a *switched* Ethernet com os parâmetros $B_{bbu} = B_{rrh} = 10$ Gbps: (i) um considerando a opção 1 do CPRI e $N = 15$ e (ii) outro considerando a opção 2 do CPRI e $N = 8$. Os resultados representados para a Ethernet com prioridades e tamanhos de pacotes variáveis foram obtidos dando valores de entrada E_p (ver, Sec. 3.3.3) superiores aos valores máximos de comprimento em fibra para as RRHs de maior prioridade e inferiores aos valores máximos de comprimento em fibra para as RRHs de menor prioridade.



(a)



(b)

Figura 42 Dois exemplos da cobertura máxima para a *switched* Ethernet

O propósito desta comparação é demonstrar que o uso da Ethernet sem prioridades e com pacotes Ethernet de tamanho único não permite ter tanto alcance, em relação a usufruir de prioridades com pacotes Ethernet de tamanho único/variável. Assim sendo, com a aplicação de prioridades utilizando um tamanho do campo de dados igual para todas as RRHs (pacotes Ethernet de tamanho único), é possível ter melhores resultados para o comprimento máximo das RRHs com maior prioridade (ou seja, as RRHs com um comprimento de fibra para a BBU *pool* maior), com a exceção das duas RHHs com menor

prioridade. Por outro lado, selecionar tamanhos de campo de dados variáveis para as RRs permite ter um comprimento maior para algumas RRs à custa da redução do comprimento máximo de outras RRs. Ou seja, para suportar RRs com um maior comprimento além do comprimento máximo definido pela *switched* Ethernet com prioridades e pacotes de tamanho único (RRs 1, 2, 3 e 4 na Figura 42(a) e 1, 2 e 3 Figura 42(b)), é necessário reduzir o tamanho do campo de dados das mesmas; no entanto, essa redução torna necessário aumentar o tamanho do campo de dados das outras RRs (RRs 5...15 na Figura 42(a) e 4...8 na Figura 42(b)) para manter a validade das condições definidas pela Eq. (14) e Eq. (15). Outro motivo pelo qual a redução do comprimento máximo é feita nas RRs de prioridade mais baixa, é para aproveitar os ganhos já presentes na distância máxima das RRs de prioridades mais altas e para que o tamanho do campo de dados das RRs de prioridade mais baixa, não prejudique um maior número de outras RRs de prioridade mais alta.

Na prática, como a localização das RRs impõe diferentes comprimentos de cada RR à BBU *pool*, a utilização da *switched* Ethernet com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho variável, possibilita obter configurações de rede que permitem cumprir com os requisitos do LTE para casos em que de outra forma não é possível.

Capítulo 4

Planeamento da rede *switched* Ethernet como *fronthaul* da rede C-RAN

Após a análise de pior caso feita no capítulo anterior, este capítulo aborda o planeamento de uma rede *switched* Ethernet de suporte a uma rede *fronthaul* C-RAN em que a localização da BBU *pool* e das RRHs é dada, bem como o comprimento em fibra ótica necessário entre qualquer par de localizações.

A tarefa de planeamento consiste em escolher um conjunto de *switches* Ethernet (e sua localização) e o elemento de rede (BBU *pool* ou um *switch*) a que cada RRH deve ser ligado. Para a localização dos *switches* Ethernet, assume-se que as localizações candidatas são as localizações das RRHs. Desta forma, garante-se que a localização tem fornecimento de energia elétrica (as RRHs são elementos ativos alimentados por energia elétrica) e não necessita de qualquer aluguer de espaço adicional de instalação da rede.

Os algoritmos de planeamento desenvolvidos endereçam os casos considerado no capítulo anterior, *i.e.*, rede Ethernet (i) sem prioridades e com pacotes de tamanho único, (ii) com prioridades e pacotes de tamanho único e (iii) com prioridades e pacotes de tamanho variável. Os algoritmos desenvolvidos são usados para resolver um conjunto significativo de casos gerados aleatoriamente, mas com características inspiradas em casos reais. Os resultados assim obtidos permitem comparar as 3 variantes consideradas.

As secções seguintes estão organizadas da seguinte forma. A primeira secção descreve o algoritmo usado para gerar os casos aleatórios. A segunda secção descreve os algoritmos desenvolvidos para o problema de planeamento. A terceira secção descreve e analisa os resultados computacionais obtidos.

4.1 Geração aleatória de casos

Para gerar aleatoriamente diferentes casos, mas idênticos a casos reais, assume-se que o CPRI em uso ou é a opção 2 ou é a opção 3, as opções que suportam as configurações rádio mais habituais. Sem compressão, a opção 2 ($B_{cpri} = 1.2288$ Gbps) permite servir uma antena com uma largura de banda rádio de 20 MHz numa configuração SISO ou de 10 MHz numa configuração 2x2 MIMO. Também sem compressão, a opção 3 ($B_{cpri} = 2.4576$ Gbps) permite servir uma antena com uma largura de banda rádio de 20 MHz numa configuração 2x2 MIMO ou de 10 MHz numa configuração 4x4 MIMO.

No futuro, com a necessidade de maiores capacidades de comunicação, podem ser usadas opções CPRI de maior débito, mas se forem usadas técnicas de compressão que estão em desenvolvimento (ver Sec. 2.3.2.2) as mesmas opções 2 e 3 também permitem maiores larguras de banda do canal rádio. Com compressão, a opção 2 permite servir uma antena com uma largura de banda rádio de 20 MHz numa configuração 2x2 MIMO ou de 10 MHz numa configuração 4x4 MIMO (mesmas configurações que a opção 3 sem compressão). Com compressão, a opção 3 permite servir uma antena com uma largura de banda rádio de 20 MHz numa configuração 4x4 MIMO ou de 10 MHz numa configuração 8x8 MIMO.

Como não foi possível ter dados de casos reais, os casos gerados assumem que o comprimento em fibra ótica necessário entre qualquer par de localizações é dado pela distância entre elas, ou seja, assumem que é sempre possível ligar duas localizações em linha reta. Para um $RTT = 246 \mu s$ imposto pelo HARQ do LTE, ver Sec. 2.3.2.1, mesmo numa ligação direta da RRH à BBU *pool* (ou seja, sem um *switch* intermédio) em que o fluxo CPRI é encapsulado em pacotes Ethernet, ainda assim existe um atraso na camada Ethernet dado pelo tempo de encapsulamento na origem, tempo de transmissão na ligação direta e tempo de *buffering* no destino, pelo que a distância máxima duma RRH à BBU é de 24.4923 Km para a opção 2 e de 24.4821 Km para a opção 3. Assim sendo, a localização de cada RRH é gerada aleatoriamente num raio máximo de 24.48 Km em torno da BBU *pool* para as duas opções.

Atualmente, há em Portugal 74 % de antenas de três setores de grande alcance [36], denominadas de *macrocells*, e as restantes são antenas *picocells* omnidirecionais de menor alcance. Numa evolução futura, prevê-se que o número de *macrocells* tenha um aumento insignificante e o aumento do número de *picocells*, ou até mesmo de antenas de muito reduzido alcance (*femtocells*) seja muito maior. Assim, os casos gerados assumem um determinado número de *macrocells* e de *picocells* em que se impõe determinadas distâncias mínimas entre as localizações de antenas. Dado que as *macrocells* têm um alcance máximo típico entre 10 e 40 Km, e as *picocells* têm um alcance máximo típico de 200 m, assume-se uma separação mínima de 10 Km entre *macrocells* e uma separação mínima entre uma *picocell* e uma qualquer outra antena (quer seja *picocell* ou *macrocell*) de 300 m.

Na geração dos casos aleatórios, considerou-se a localização de cada elemento num plano em que as localizações são dadas em coordenadas polares e em que a BBU *pool* está localizada na origem das coordenadas polares. Para a geração de todos os casos, consideraram-se os parâmetros seguintes:

- número de casos (N_{casos});
- distância máxima de cada RRH à BBU *pool* (R_{max});
- distância mínima entre duas *macrocells* (R_m);
- distância mínima entre uma *picocell* e qualquer outra antena (R_p);
- número de *macrocells* (N_m);
- número de *picocells* (N_p);

Note-se que o número de RRHs resultante é dado por $3 \times N_m + N_p$ pois cada setor de uma antena de suporte a uma *macrocell* tem uma RRH associada (1 *macrocell* = 3 setores = 3 RRHs). Para melhor compreender o algoritmo usado, considere-se um exemplo com os parâmetros seguintes:

R_{max}	24.48 Km
R_m	10 Km
R_p	300 m
N_m	3
N_p	4

Tabela 12 Exemplo de parâmetros, para a escolha aleatória das localizações das RRHs

A Figura 43 ilustra um possível resultado do algoritmo de escolha das localizações das RRHs para os parâmetros da Tabela 12. Os asteriscos azuis representam as localizações escolhidas das *macrocells* (cada uma tem 3 RRHs) e as bolas vermelhas representam as localizações escolhidas das *picocells* (cada uma tem uma RRH).

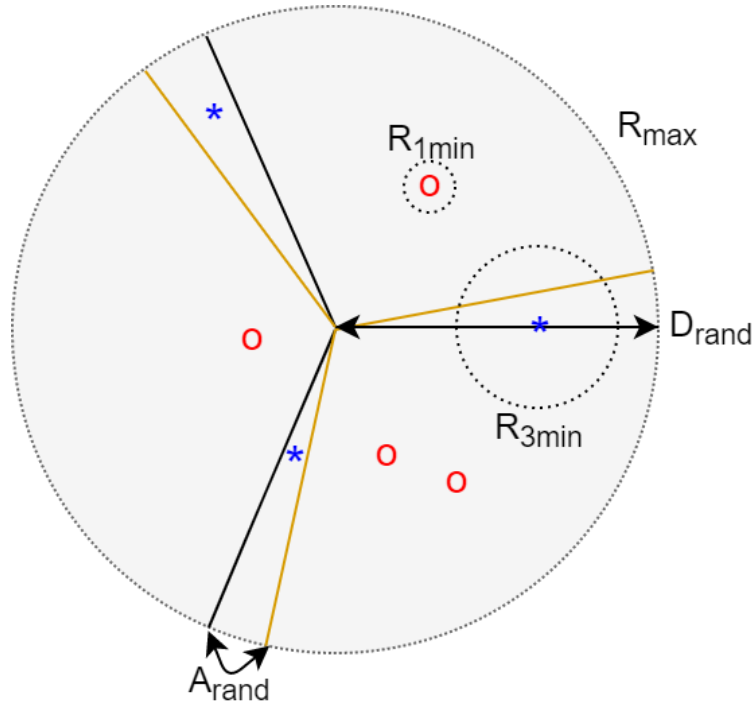


Figura 43 Ilustração de um possível resultado da localização das RRHs

Numa rede de acesso móvel, as *macrocells* providenciam tipicamente um nível mínimo de capacidade numa área de cobertura grande. Assim, a escolha das localizações das *macrocells* é feita de modo a que o conjunto de localizações seja mais ou menos homogêneo na área do círculo em torno da BBU *pool*. Para isso, o círculo é dividido angularmente num número de intervalos iguais dados por $2\pi/N_m$ radianos e começando em 0 radianos. No exemplo da Figura 43, resulta nos ângulos 0, $2\pi/3$ e $4\pi/3$. Depois, para cada um destes ângulos, gera-se uma localização aleatória de uma *macrocell* com uma distância à BBU *pool* (D_{rand}) uniformemente distribuída entre 0 Km e R_{max} e adicionando ao ângulo considerado um ângulo aleatório (A_{rand}) uniformemente distribuído entre 0 radianos e 10% do intervalo angular (*i.e.*, $0.1 \times 2\pi/N_m$). Na Figura 43, são ilustrados os intervalos nos quais tanto os valores de D_{rand} como os valores de A_{rand} podem assumir.

A escolha das localizações das *picocells* é completamente aleatória dado que nos casos reais as *picocells* são localizadas nas áreas com maior necessidade de tráfego para aumentar a capacidade das *macrocells*. Assim, para cada *picocell*, a coordenada angular (A_{rand}) é escolhida aleatoriamente com uma distribuição uniforme no intervalo $[0, 2\pi]$ e a distância à BBU *pool* (D_{rand}) é escolhida aleatoriamente com uma distribuição uniforme no intervalo $[0, R_{max}]$.

Note-se que esta estratégia de escolha das localizações não toma em conta a distância mínima entre duas *macrocells* (R_m) nem a distância mínima entre uma *picocell* e qualquer outra antenna (R_p). Assim, no fim da escolha de todas as localizações, verifica-se se o caso é válido, *i.e.*, se estes dois parâmetros são cumpridos. Se sim, o caso é guardado. Se não, o caso é descartado e gera-se um novo caso aleatório. A geração dos diferentes casos termina quando foram gerados N_{casos} casos válidos.

4.2 Algoritmos de planeamento

Os algoritmos de planeamento desenvolvidos (*i.e.*, a escolha dos *switches* Ethernet, sua localização e a ligação de todas as RRHs) baseiam-se em estratégias construtivas em que se determina uma solução elemento a elemento (estratégias *greedy*). Para cada caso, começa-se por se considerar uma rede vazia em que nenhuma RRH está ligada, escolhe-se uma localização para o primeiro *switch* e ligam-se as RRHs possíveis a este *switch* e repete-se a operação para os *switches* subsequentes até a rede estar completa.

As duas componentes básicas desta estratégia são a escolha da localização de um *switch* e a seleção das RRHs que lhe são ligados. As subsecções seguintes descrevem separadamente o processo de escolha da localização de cada *switch*, o processo de ligação das RRHs ao *switch* escolhido e, finalmente, o algoritmo global de planeamento.

4.2.1 Escolha da localização dos *switches*

Na escolha da localização de um *switch*, foram implementadas duas estratégias. Na primeira estratégia, a localização escolhida é a que potencialmente pode ligar mais RRHs das que ainda não estão ligadas. O algoritmo resultante desta estratégia designa-se por Algoritmo Base e é dado pelos passos seguintes:

1. Determina-se o conjunto I das localizações que podem ser escolhidas eliminando as localizações dos *switches* previamente escolhidos e das RRHs previamente ligadas.
2. Para cada localização $i \in I$, calcula-se o valor n_i dado pelo número de localizações $j \in I$ diferentes de i tal que o comprimento de fibra entre j e i mais o comprimento de fibra entre i e a BBU *pool* são menores ou iguais que R_{max} .
3. Se todos os valores n_i forem zero, o algoritmo termina sem escolher um novo *switch*.
4. Se pelo menos um valor n_i for maior que zero, o algoritmo termina escolhendo: (i) a localização i com o maior valor de n_i ou (ii) se houver mais do que uma localização com o mesmo valor máximo de n_i , a localização cuja ligação à BBU *pool* é menor de entre as localizações com o maior valor de n_i .

No passo 4, uma localização i com o maior valor de n_i é uma localização que potencialmente pode abranger mais RRHs. No caso de haver mais que um valor máximo igual, quer dizer que há mais do que uma RRH que, ao ter o *switch*, abrange o mesmo número de RRHs. Neste caso, opta-se por escolher a localização da RRH mais próxima da BBU *pool* porque há mais probabilidade com o *switch* mais próximo da BBU *pool*, de este conseguir suportar um maior número de RRHs cumprindo com a latência imposta pelo HARQ do LTE.

Na segunda estratégia, a localização de cada *switch* é escolhida aleatoriamente dando mais probabilidade às localizações que podem potencialmente ligar mais RRHs. O algoritmo resultante da segunda estratégia designa-se por Algoritmo Aleatório e é dado pelos passos seguintes:

1. Determina-se o conjunto I das localizações que podem ser escolhidas eliminando as localizações dos *switches* previamente escolhidos e das RRHs previamente ligadas.
2. Para cada localização $i \in I$, calcula-se o valor n_i dado pelo número de localizações $j \in I$ diferentes de i tal que o comprimento de fibra entre j e i mais o comprimento de fibra entre i e a BBU *pool* são menores ou iguais que R_{max} .
3. Se todos os valores n_i forem zero, o algoritmo termina sem escolher um novo *switch*.

4. Se pelo menos um valor n_i for maior que zero, o algoritmo termina escolhendo aleatoriamente a localização i em que as probabilidades de cada localização são dadas pelos valores n_i .

Os dois algoritmos apenas diferem no passo 4. O objetivo do Algoritmo Aleatório é ser usado múltiplas vezes em que de cada vez é gerada uma solução possivelmente diferente para no fim se ficar com a melhor das soluções geradas. No entanto, para que as soluções geradas aleatoriamente não sejam muito más, a geração aleatória dá maior probabilidade às localizações que podem potencialmente ligar mais RRHs.

Para implementar o passo 4 do Algoritmo Aleatório, gera-se um vetor auxiliar com um número de valores i igual a n_i , escolhe-se uma posição aleatória deste vetor auxiliar com uma distribuição uniforme e seleciona-se o valor de i que está no vetor auxiliar na posição escolhida aleatoriamente. No exemplo ilustrado na Tabela 13, a primeira linha identifica o conjunto I (resultante do passo 1) com as localizações candidatas das RRHs, os valores de n_i (resultantes do passo 2) de cada elemento do conjunto I e, o Vetor Auxiliar composto por um '3' (porque $n_3 = 1$), quatro '6' (porque $n_6 = 4$), etc... Assim, escolhendo um valor aleatório entre 1 e 8 (sendo 8 a dimensão do Vetor Auxiliar), obtém-se o valor de i do conjunto I com probabilidade n_i .

I	2	3	6	7	8	12	13	14	15
n_i	0	1	4	0	1	0	1	1	0
Vetor auxiliar	3	6	6	6	6	8	13	14	

Tabela 13 Processo de escolha aleatória da localização de um switch

4.2.2 Seleção da ligação das RRHs a um switch

Quando a localização de um novo *switch* é selecionada, é preciso decidir que RRHs ligar a este novo *switch*. Este processo tem de considerar a verificação da latência máxima *RTT* imposta pelo HARQ do LTE quando se liga cada RRH ao *switch*. Este processo de seleção foi implementado com duas estratégias. Em ambas as estratégias, assume-se que a(s) RRH(s) da localização escolhida para o *switch* ficam ligadas a ele.

A primeira estratégia, designada por Versão 1, testa se as RRHs mais próximas angularmente (uma em cada sentido angular) podem ser ligadas ao *switch*. Além disto, quando em cada sentido angular uma RRH não pode ser ligada, as RRHs subsequentes já não são testadas.

A segunda estratégia, designada por Versão 2, é uma versão mais complexa da Versão 1 que: (i) permite testar RRHs subsequentes quando uma RRH não pode ser ligada e (ii) não liga RRHs a um *switch* se o comprimento de fibra necessário a esta ligação for maior que o comprimento de fibra da RRH à BBU *pool*.

- **Versão 1**

A Figura 44 seguinte ilustra o funcionamento da Versão 1. A Figura 44(a) apresenta a situação inicial em que (i) o *switch* foi escolhido na localização da RRH 3, (ii) a RRH 1 já está ligada a um *switch* anterior e (iii) as RRHs angularmente mais próximas do *switch* que ainda não estão ligadas são as RRHs 2, 4, 5, 6, etc...

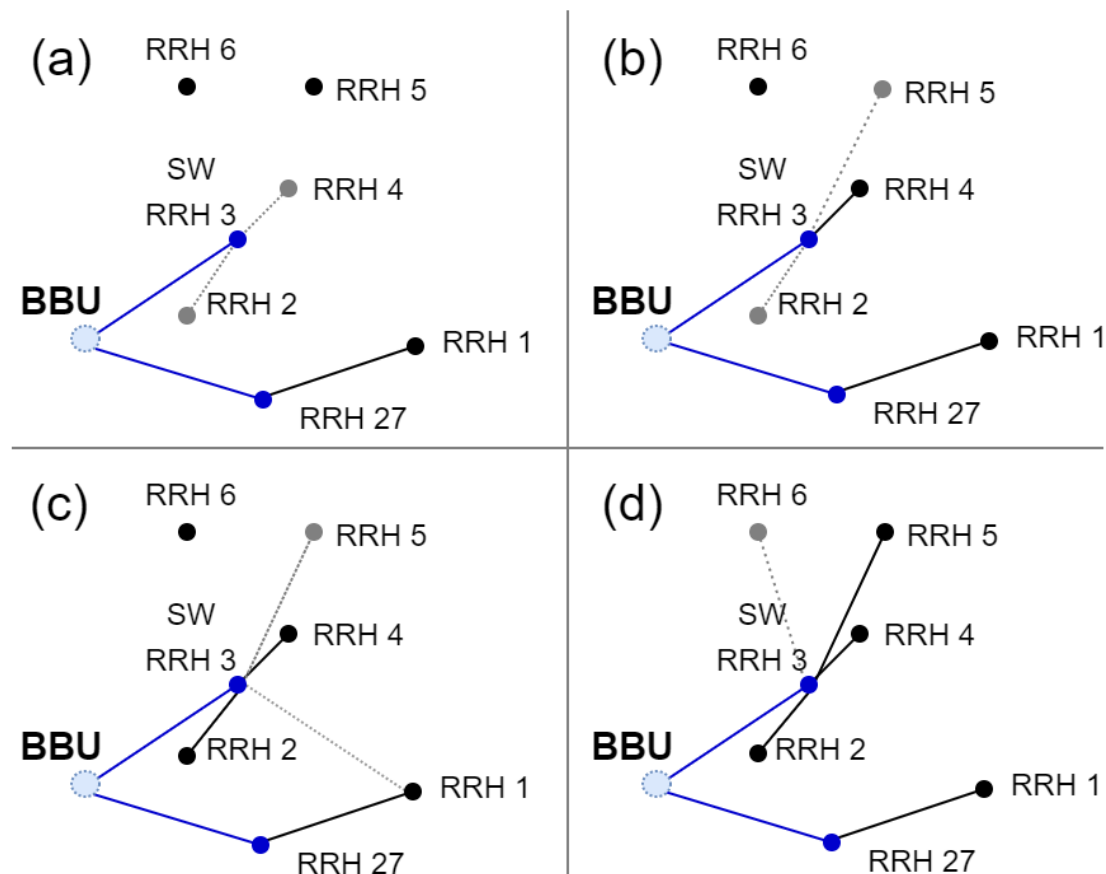


Figura 44 Seleção da ligação das RRHs a um switch (Versão 1)

Na primeira iteração, o algoritmo escolhe entre a RRH 2 e a RRH 4 (as angularmente mais próximas do *switch*, ligadas ao *switch* na Figura 44(a) por segmentos picotados a cinzento) a que necessita de um comprimento de fibra menor para se ligar ao *switch* (no exemplo, é a RRH 4). Verifica-se, se o *switch* pode cumprir com a latência máxima quando suporta as RRHs 3 e 4 e, se sim, a RRH 4 é ligada conforme representado na Figura 44(b).

Na segunda iteração, o algoritmo repete o processo entre a RRH 2 e a RRH 5, pois após a ligação da RRH 4, são as angularmente mais próximas do *switch* (novamente ligadas ao *switch* na Figura 44(b) por segmentos picotados a cinzento). No exemplo, o comprimento de fibra necessário para ligar a RRH 2 ao *switch* é menor do que o necessário para ligar a RRH 5 ao *switch*, pelo que o algoritmo verifica se o *switch* pode cumprir com a latência máxima quando suporta as RRHs 3, 4 e 2 e em caso positivo, a RRH 2 é ligada conforme representado na Figura 44(c).

Na terceira iteração, o algoritmo repete o processo entre a RRH 1 e a RRH 5. Neste caso, como a RRH 1 já está ligada a outro *switch*, a RRH 5 é selecionada e o algoritmo já não avança para as RRHs subsequentes à RRH 1 no sentido horário. No exemplo, o algoritmo verifica que o *switch* pode cumprir com a latência máxima quando suporta as RRHs 3, 4, 2 e 5 pelo que a RRH 5 é ligada conforme representado na Figura 44(d).

Nas iterações seguintes, o algoritmo avança no sentido anti-horário para as RRHs subsequentes à RRH 5 até encontrar uma que não possa ser ligada quer seja porque já está ligada a um *switch* anterior (tal como aconteceu com a RRH 1 no sentido horário), quer seja porque juntar uma nova RRH já não permite ao *switch* cumprir com a latência máxima imposta pelo HARQ do LTE.

- **Versão 2**

A Versão 2 distingue-se da Versão 1 em dois aspetos. No primeiro aspeto, enquanto na Versão 1 a escolha é feita entre as duas RRHs angularmente mais próximas, na Versão 2 a escolha é feita entre as quatro RRHs angularmente mais próximas. Desta forma, a escolha de RRHs termina apenas quando as duas RRHs subsequentes à última escolha no sentido horário e as duas RRHs subsequentes à última escolha no sentido anti-horário não podem ser ligadas ao *switch*.

Antes de descrever o segundo aspeto, note-se que no exemplo anterior no resultado da segunda iteração, Figura 44(c), a RRH 2 foi ligada ao *switch*. No entanto, se o comprimento de fibra necessário para ligar a RRH 2 à BBU *pool* for menor que o comprimento de fibra necessário para ligar a RRH 2 ao *switch*, então, talvez a solução resultante possa ser melhor se esta RRH não for ligada ao *switch*. Assim, na Versão 2, uma RRH nesta condição não é ligada ao *switch*.

A Figura 45 seguinte ilustra o funcionamento da Versão 2. A Figura 45(a) apresenta a situação inicial em que o *switch* foi escolhido na localização da RRH 5.

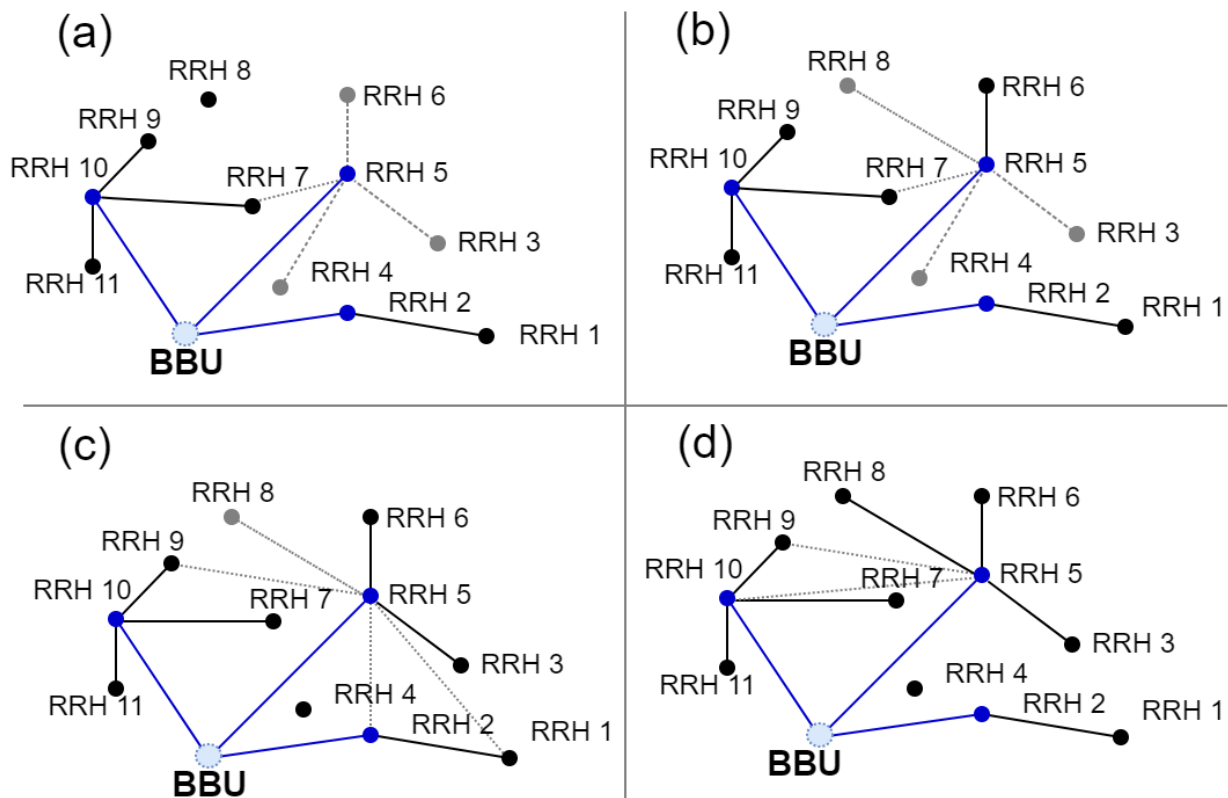


Figura 45 Seleção da ligação das RRHs a um switch (Versão 2)

Na primeira iteração, o algoritmo escolhe entre a RRH 4, RRH 3 (as angularmente mais próximas no sentido horário), RRH 6 e RRH 7 (as angularmente mais próximas no sentido anti-horário) a que necessita de um comprimento de fibra menor para se ligar ao *switch* (no exemplo, é a RRH 6) e verifica se o *switch* pode cumprir com a latência máxima quando suporta as RRHs 5 e 6. Se sim, a RRH 6 é ligada conforme representado na Figura 45(b).

Na segunda iteração, o algoritmo repete o processo entre as RRHs 4 e 3 (sentido horário) e as RRHs 7 e 8 (sentido anti-horário). No exemplo, a RRH 7 (a mais próxima) já está ligada a outro *switch* e a RRH 4 (a próxima) está mais perto da BBU *pool* do que do *switch* pelo que o algoritmo seleciona a RRH 3, verifica se o *switch* pode cumprir com a latência máxima quando suporta as RRHs 5, 6 e 3 e em caso positivo, a RRH 3 é ligada conforme representado na Figura 45(c).

Na terceira iteração, o algoritmo repete o processo entre as RRHs 2 e 1 (sentido horário) e as RRHs 8 e 9 (sentido anti-horário). Note-se que no sentido horário, as RRHs 2 e 1 já estão ligadas à rede pelo que o algoritmo já não avança para as RRHs subsequentes neste sentido. Assim, o algoritmo seleciona a RRH 8, verifica se o *switch* pode cumprir com a latência máxima quando suporta as RRHs 5, 6, 3 e 8 e em caso positivo, a RRH 8 é ligada conforme representado na Figura 45(d).

Neste exemplo, o algoritmo termina porque na iteração seguinte, as duas RRHs subsequentes à RRH 8 no sentido anti-horário (RRH 9 e RRH 10) também já estão previamente ligadas.

• Operações comuns à Versão 1 e Versão 2

Nos dois exemplos referidos anteriormente para Versão 1 (Figura 44) e para a Versão 2 (Figura 45), cada RRH é ligada ao *switch* se a configuração resultante cumprir com o limite da latência exigido pelo HARQ do LTE. Este teste leva em linha de conta:

- a opção do CPRI em uso;
- as taxas de transmissão B_{BBU} e B_{RRH} consideradas;
- a variante do problema que se está a considerar: sem prioridades e com pacotes Ethernet de tamanho único (função 1), com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho único (função2) ou com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho variável (função 3 e 4).

Os dois exemplos consideraram todas as RRHs em localizações diferentes que correspondem aos casos em que apenas existem *picocells*. No caso de haver *macrocells* com três setores, considera-se que existem 3 RRHs com a mesma localização. Quando a localização do *switch* é escolhida numa das 3 RRHs de uma *macrocell*, a escolha das próximas RRHs a serem ligadas ao *switch* é a mesma, visto que as duas outras RRHs serão adicionadas ao *switch* nas primeiras duas iterações. Por outro lado, caso o *switch* seja colocado numa *picocell*, e a próxima RRH a ser ligada ao *switch* seja uma RRH pertencente a uma *macrocell*, assume-se que as 3 RRHs, têm de ser ou todas ligadas ou nenhuma e assim o teste de latência é feito para o conjunto das três RRHs. A razão desta opção é porque não faz sentido ter uma *macrocell* com alguns setores ligados a um *switch* e outros ligados a outro *switch* localizado noutro sítio (numa situação real, é preferível ter um único caminho para a fibra ligar uma *macrocell* do que ter vários caminhos).

4.2.3 Algoritmo de planeamento

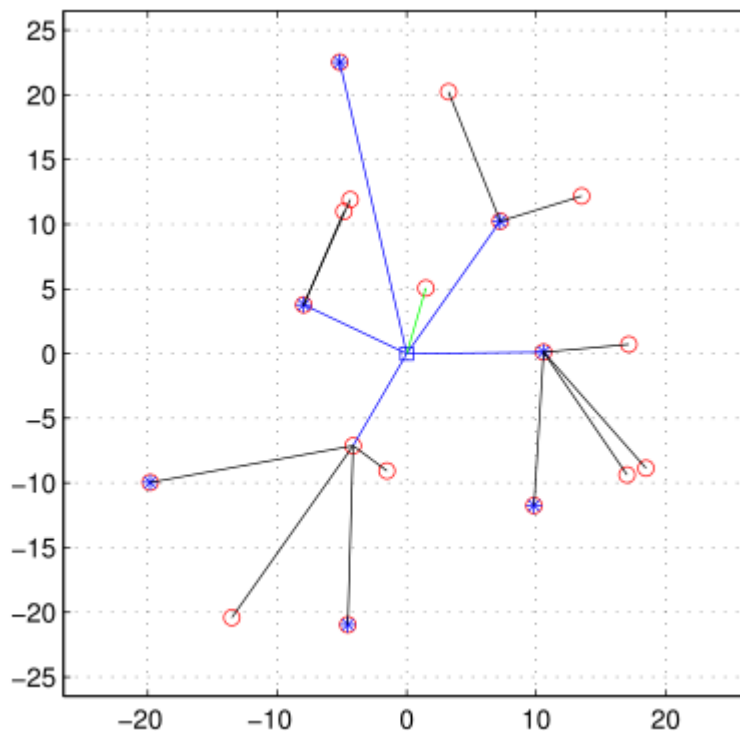
O algoritmo que faz o planeamento da rede *switched* Ethernet para cada caso tem como parâmetros de entrada o valor *Niterações* e a seleção da Versão 1 ou Versão 2 para a seleção das ligações das RRHs a cada *switch*, e é definido pelos passos seguintes:

1. *Solução* ← Algoritmo Base (baseado na Versão 1 ou Versão 2)
2. *iter* ← 2
3. **While** *iter* <= *Niterações*
4. *Solução1* ← Algoritmo Aleatório (baseado na Versão 1 ou Versão 2)
5. **If** *Solução1* melhor que *Solução*
6. *Solução* ← *Solução1*
7. **EndIf**
8. *iter* ← *iter* + 1
9. **EndWhile**

Começa-se por considerar no passo 1 a *Solução* como sendo a solução dada pelo Algoritmo Base (Sec. 4.2.1), *i.e.*, constrói-se a primeira solução escolhendo a localização de cada *switch* que potencialmente pode ligar mais RRHs. Depois correm-se *Niterações* – 1 iterações (passos 3–9) para gerar novas soluções usando o Algoritmo Aleatório (passo 4) e guarda-se a melhor das soluções geradas (passos 5 a 7).

Na condição do passo 5, a *Solução1* é considerada melhor que a *Solução* se (i) a *Solução1* tiver menos *switches* Ethernet que a *Solução* ou (ii) o número de *switches* das duas soluções for igual e a *Solução1* tiver menos comprimento total de fibra que a *Solução*. Assim, o objetivo principal é ter uma solução com o menor número de *switches* que suportem o maior número de RRHs possível e o objetivo secundário é ter o menor comprimento de fibra total possível.

A Figura 46 seguinte ilustra uma possível solução resultante deste algoritmo. O caso desta solução considera $B_{bbu} = 40$ Gbps, $B_{rrh} = 10$ Gbps, a opção 2 do CPRI e um total de 32 RRHs dadas por 7 *macrocells* e 11 *picocells*. Tal como anteriormente, os asteriscos azuis representam localizações das *macrocells* (cada uma com três RRHs) e as bolas vermelhas representam localizações das *picocells* (cada uma com uma RRH). Adicionalmente, o quadrado azul representa a localização da BBU *pool*. A solução tem 5 *switches* Ethernet, 6 ligações à BBU *pool* (as ligações dos 5 *switches* assinaladas a azul na figura mais 1 ligação direta de uma RRH assinalada a verde na figura) e um comprimento total de fibra de 277 Km aproximadamente.



Número de <i>switches</i>
5
Número de <i>switches</i> + número de ligações diretas
6
Comprimento total de fibra(Km)
277.0730

Figura 46 Ilustração de um resultado do planeamento da rede *switched* Ethernet

4.3 Análise estatística dos resultados

Os algoritmos descritos neste capítulo, foram implementados em MATLAB. Tal como os resultados do capítulo anterior, todos os resultados foram obtidos usando a versão R2013a a correr num portátil com um processador i7-5500U-2.40GHz e 8 GB de RAM.

O objetivo principal da análise dos resultados é comparar os resultados de dimensionamento para diferentes configurações de rede. No entanto, antes deste objetivo, é necessário analisar os aspetos relacionados com a eficiência dos algoritmos de planeamento. Assim, o primeiro aspeto é determinar qual o processo mais eficiente de seleção da ligação das RRHs aos *switches* (Versão 1 ou Versão 2). O segundo aspeto é determinar o número total de iterações necessárias para o algoritmo de planeamento obter boas soluções. O terceiro aspeto é determinar a melhor função para a utilização de prioridades e pacotes Ethernet de tamanho variável (função 3 ou função 4).

Inicialmente, foi gerado um conjunto de 100 casos, cada um com 32 RRHs, que serviram de base a todos os testes computacionais relacionados com os aspetos de eficiência dos algoritmos de planeamento. Estes casos foram gerados aleatoriamente (ver Sec. 4.1) com os seguintes parâmetros:

- número de casos $N_{casos} = 100$
- distância máxima de cada RRH à BBU *pool* $R_{max} = 24.48$ Km
- distância mínima entre duas *macrocells* $R_m = 10$ Km
- distância mínima entre uma *picocell* e qualquer outra antena $R_p = 300$ m
- número de *macrocells* $N_m = 7$
- número de *picocells* $N_p = 11$

Para cada caso, foram considerados quatro cenários de configuração de rede diferentes com as características seguintes:

- $B_{bbu} = 10$ Gbps, $B_{rrh} = 10$ Gbps, e o uso da opção 2 do CPRI
- $B_{bbu} = 40$ Gbps, $B_{rrh} = 10$ Gbps, e o uso da opção 2 do CPRI
- $B_{bbu} = 10$ Gbps, $B_{rrh} = 10$ Gbps, e o uso da opção 3 do CPRI
- $B_{bbu} = 40$ Gbps, $B_{rrh} = 10$ Gbps, e o uso da opção 3 do CPRI

Para que fosse possível determinar qual a versão mais eficiente do processo de seleção da ligação das RRHs aos *switches*, para cada caso e cada cenário de rede, executou-se o algoritmo de planeamento com cada uma das versões de seleção da ligação das RRHs aos *switches* (Versão 1 e Versão 2). Em ambos os casos, o algoritmo foi executado com $N_{iterações} = 1$ (*i.e.*, usando apenas o Algoritmo Base de escolha da localização dos *switches*) e usando a função 1 (*i.e.*, considerando a rede Ethernet sem prioridades e tamanho de pacotes único).

Na Figura 47 seguinte, é feita uma comparação dos resultados obtidos entre as duas versões. Estes resultados são a média do número de *switches*, do número total de ligações à BBU e do comprimento total de fibra dos 100 casos para cada cenário. De referir que numa solução baseada em fibras dedicadas (ver Sec. 2.3.1), o comprimento médio de fibra necessário para ligar todas as RRHs diretamente à BBU *pool* para os mesmos 100 casos seria aproximadamente de 471 Km.

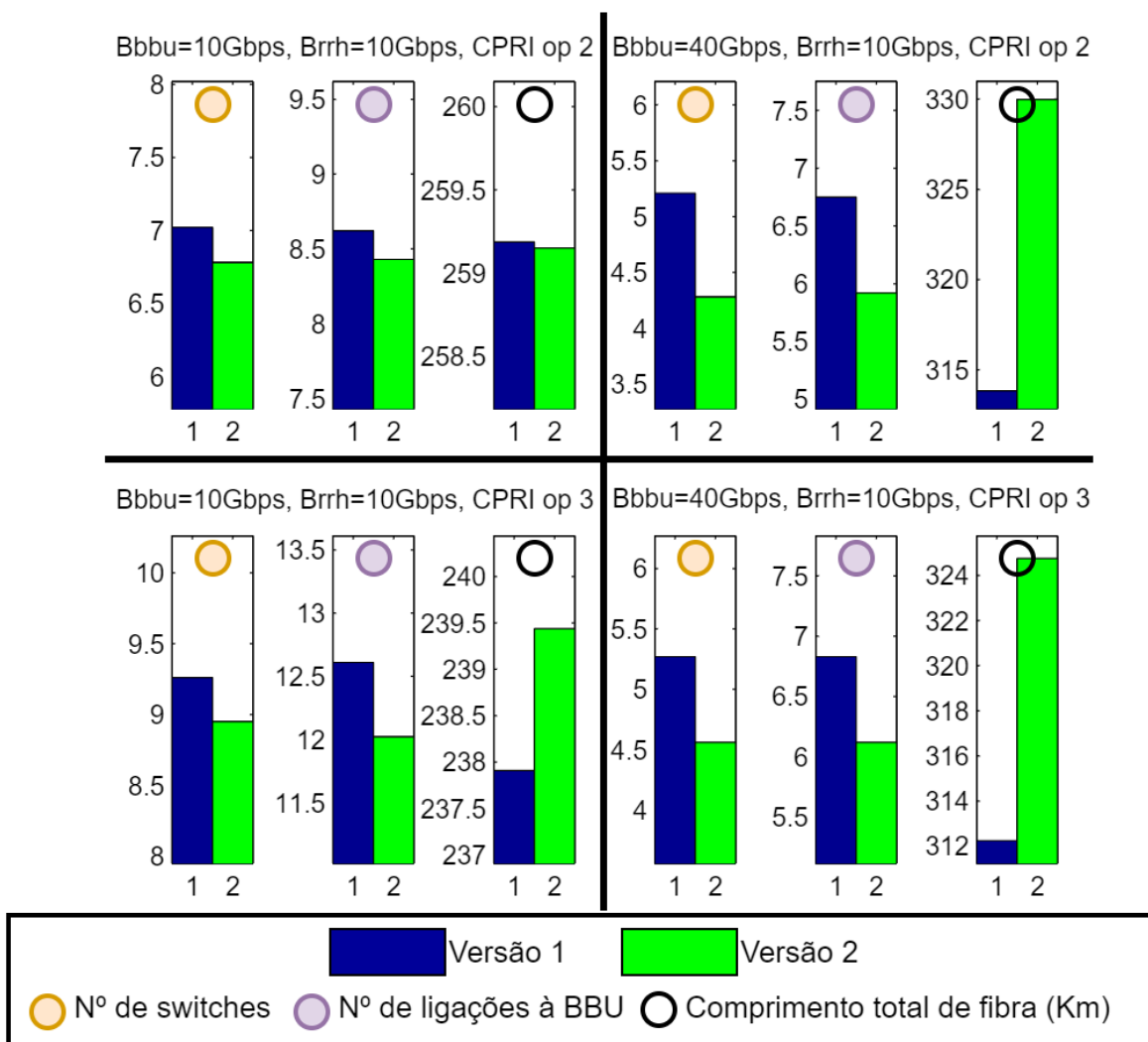


Figura 47 Comparação da Versão 1 com a Versão 2

Primeiro, começa-se por referir que os valores médios de comprimento total de fibra de ambas as versões são muito inferiores ao comprimento médio necessário numa solução baseada em fibras dedicadas. Analisando-se os resultados da Figura 47, conclui-se que a Versão 2 é a melhor na decisão de quais as RRHs unir a cada *switch* porque utiliza menos *switches* em média e porque o número de ligações à BBU *pool* (o nº de ligações de *switches* mais o nº de ligações diretas de RRHs) é também em média inferior nos quatro cenários. De referir que, em três dos quatro cenários, a Versão 2 tem um comprimento total de fibra maior. Isto acontece porque, para aproveitar a latência máxima disponível num *switch*, por vezes é adicionada uma RRH eventualmente um pouco mais distante, mas que no fim permite poupar a utilização de mais um *switch*. Portanto, apesar da Versão 2 dar resultados com mais comprimento total de fibra que a Versão 1, é a melhor porque, conforme já dito, utiliza menos *switches* (que são elementos de rede que consomem energia e relativamente caros).

De referir que as duas versões foram também comparadas em outros casos, embora não de forma sistemática, e as conclusões foram semelhantes. Assim, os resultados seguintes são todos baseados nesta Versão 2.

Relativamente aos aspetos seguintes (enumerados no início desta subsecção), os gráficos das Figura 48 até à Figura 50 foram concebidos com o objetivo de analisar o número total de iterações necessárias para o algoritmo de planeamento obter boas soluções e para decidir qual é a melhor função (função 3 ou função 4) a adotar quando se considera a rede Ethernet com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho variável. Para tal, considerou-se

apenas a configuração da *switched* Ethernet com as características, $B_{rrh} = B_{bbu} = 10 \text{ Gbps}$, CPRI opção 2 e os 100 casos já previamente descritos. Para simplificar a legenda dos gráficos, considera-se a função 1 (sem prioridades e com pacotes Ethernet de tamanho único), a função 2 (com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho único), e as funções 3 e 4 (com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho variável).

Nestes gráficos (Figura 48, Figura 49 e Figura 50), lembrar que na primeira iteração, a escolha da localização dos *switches* é feita pelo Algoritmo Base e, nas *Niterações* – 1 seguintes pelo Algoritmo Aleatório. Como se pode verificar nos gráficos, ao fim de trezentas iterações (*Niterações* = 300), os resultados já são estáveis embora nunca se possa garantir que não se pudesse obter melhores soluções para um maior número de iterações. No entanto, para os 100 casos considerados, ao fim de trezentas iterações: o algoritmo tem uma duração de processamento de 6 horas e 47 minutos quando usa a função 3 e uma duração de 7 horas e 3 minutos quando usa a função 4, razão pela qual não se considerou executar o algoritmo para mais iterações (por causa do tempo que iriam demorar).

Relativamente aos resultados obtidos pelo algoritmo quando usa a função 3 e a função 4, no caso da função 3, os resultados utilizam em média um menor número de *switches* e um menor número de RRHs com ligação direta à BBU *pool*. Assim, pelos mesmos argumentos usados para escolher a Versão 2, também neste caso se conclui que a função 3 é a que permite o algoritmo de dimensionamento obter melhores resultados em média.

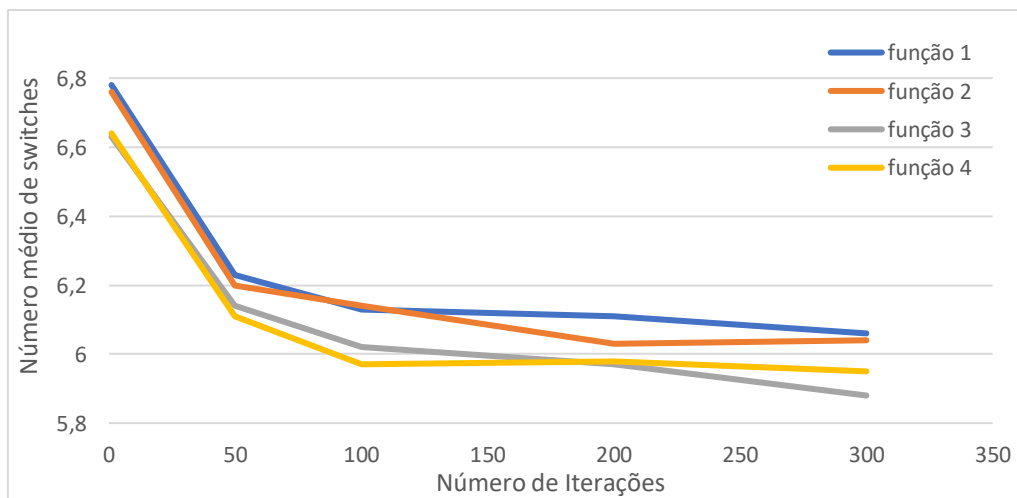


Figura 48 Número médio de *switches* em função do número de iterações
 $B_{rrh}=B_{bbu}=10 \text{ Gbps}$, CPRI opção 2, $N_{\text{casos}}=100$ (7 *macrocells*, 11 *picocells*)

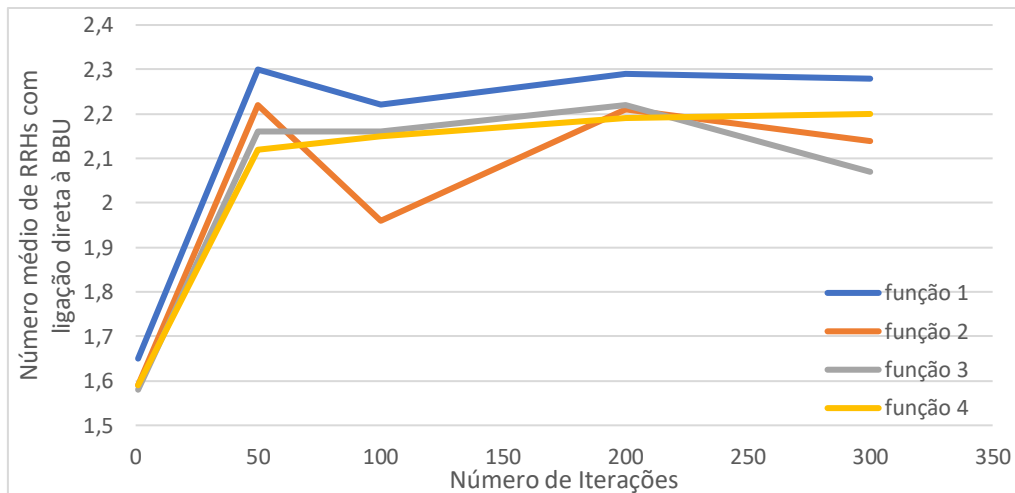


Figura 49 Número médio de RRHs com ligação direta à BBU em função do número de iterações
 $B_{rrh}=B_{bbu}=10$ Gbps, CPRI opção 2, $N_{casos}=100$ (7 macrocells, 11 picocells)

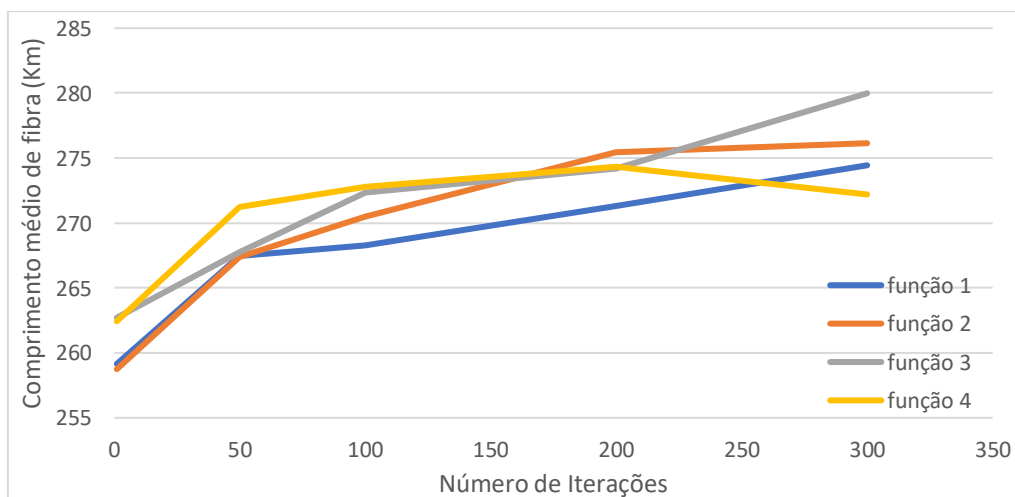


Figura 50 Comprimento total médio de fibra em função do número de iterações
 $B_{rrh}=B_{bbu}=10$ Gbps, CPRI opção 2, $N_{casos}=100$ (7 macrocells, 11 picocells)

Agora que os resultados anteriores permitiram concluir que o algoritmo de dimensionamento deve ser executado com $N_{iterações} = 300$, com a Versão 2 do processo de seleção da ligação das RRHs ao *switches* e com a função 3 quando a rede Ethernet usa prioridades e pacotes Ethernet de tamanho variável, o novo objetivo é comparar os resultados de dimensionamento para diferentes configurações de rede.

Para que seja possível fazer uma análise do custo médio das soluções de dimensionamento obtidas para diferentes configurações de rede, foram primeiro analisados os equipamentos Ethernet comercialmente disponíveis em termos de características, preço e consumo de energia. O objetivo é usar o preço para determinar o custo CAPEX da solução (relativo ao custo de implementação da rede) e o consumo de energia para determinar o custo OPEX da solução (relativo ao custo de operação e manutenção da rede). Em ambos os casos, assume-se que estas grandezas são os componentes principais dos custos CAPEX e OPEX.

A Tabela 14 apresenta o preço e potência máxima de cada componente segundo uma empresa internacionalmente conhecida pela venda de produtos de telecomunicações [37]. A descrição de cada componente começa por S para os *switches* e T para os transdutores. Para os *switches*, P representa o número de portas dedicadas à taxa de transmissão posterior em Gbps (por exemplo, 'P12_10G' indica um *switch* com 12 portas, cada uma de 10 Gbps). Para

os transctores, é descrito a que taxa de transmissão correspondem e posteriormente se são de alcance curto *sr* (*short reach*), de alcance alargado *lr* (*long reach*) e de alcance extremo *er* (*extended reach*). Os *switches* escolhidos são as configurações de menor custo que suportam as características de rede consideradas.

<i>Switches</i> €			<i>Transcetor</i> €			
S_P12_10G	1443 €	47 W	T_10G_sr	300 (m)	14 €	1 W
S_P32_10G_P2_40G	2802 €	135 W	T_10G_lr	10 (Km)	29 €	1 W
			T_10G_er	40 (Km)	128 €	1.5 W
			T_40G_sr	150 (m)	42 €	1.2 W
			T_40G_lr	10 (Km)	290 €	3.9 W
			T_40G_er	40 (Km)	1,300 €	3.9 W

Tabela 14 Custo dos *switches* e transctores, de acordo com [37]

Para se fazer uma análise de custo, para cada solução são primeiro escolhidos os equipamentos necessários e é depois calculado o custo CAPEX e OPEX da solução somando os custos e as potências máximas, respetivamente, dos equipamentos escolhidos. O *switch* a escolher é baseado no valor de capacidade da B_{bbu} do cenário de rede considerado. Os transctores são escolhidos (um par por cada ligação) consoante a capacidade da ligação (40G ou 10G entre BBU *pool* e *switch* ou 10G nas ligações diretas entre a BBU *pool* e RRHs) e do tipo de menor custo (*sr*, *lr* ou *er*) cujo alcance é maior que o comprimento da ligação.

Primeiro, o algoritmo de dimensionamento foi executado (com *Niterações* = 300, com a Versão 2 do processo de seleção da ligação das RRHs ao *switches* e com a função 3 quando a rede Ethernet usa prioridades e pacotes Ethernet de tamanho variável) para as 4 configurações consideradas anteriormente em dois conjuntos de casos gerados aleatoriamente. O primeiro conjunto é o descrito no início da subsecção (com 32 RRHs resultante de 7 *macrocells* e 11 *picocells*). O segundo conjunto considera 40 RRHs resultante da existência de 7 *macrocells* e 19 *picocells* (com todos os outras parâmetros iguais na geração destes casos). A Tabela 15 apresenta os resultados em termos de número médio de *switches*, número médio de ligações diretas de RRHs à BBU *pool* e comprimento total de fibra e a Tabela 16 apresenta o tempo de execução média por caso do algoritmo para cada cenário e cada função.

B_{rrh}	B_{bbu}	Opção CPRI	Função 1			Função 2			Função 3		
			*	**	***	*	**	***	*	**	***
7 macrocells, 11 picocells (32 RRHs)											
10 Gbps	10 Gbps	op 2	6.06	2.28	274.44	6.04	2.14	276.14	5.88	2.07	279.99
		op 3	8.43	4.38	240.16	8.38	4.39	238.32	8.29	4.18	234.21
	40 Gbps	op 2	3.76	1.83	341.77	3.75	1.76	344.55	3.75	1.82	343.37
		op 3	3.90	1.86	336.71	3.87	2.00	335.56	3.86	1.83	337.96
7 macrocells, 19 picocells (40 RRHs)											
10 Gbps	10 Gbps	op 2	6.79	3.09	354.45	6.76	2.95	356.33	6.62	2.85	360.55
		op 3	10.4	5.30	317.18	10.3	5.21	315.26	10.1	4.98	310.55
	40 Gbps	op 2	3.5	1.87	453.26	3.53	1.87	452.36	3.53	1.79	450.85
		op 3	3.93	1.99	435.71	3.87	2.09	436.84	3.78	2.03	440.50
*	Nº médio de switches										
**	Nº médio de ligações diretas										
***	Comprimento médio de fibra (Km)										

Tabela 15 Resultados globais do algoritmo de dimensionamento

B_{rrh}	B_{bbu}	Opção CPRI	Função 1	Função 2	Função 3
7 macrocells, 11 picocells (32 RRHs)					
10 Gbps	10 Gbps	op 2	00:00:04	00:00:07	00:04:05
		op 3	00:00:04	00:00:05	00:00:24
	40 Gbps	op 2	00:00:04	00:00:04	00:04:13
		op 3	00:00:04	00:00:04	00:01:49
7 macrocells, 19 picocells (40 RRHs)					
10 Gbps	10 Gbps	op 2	00:00:05	00:00:05	00:04:38
		op 3	00:00:06	00:00:06	00:00:39
	40 Gbps	op 2	00:00:04	00:00:06	00:05:27
		op 3	00:00:04	00:00:04	00:02:36

Tabela 16 Tempo de execução médio por caso do algoritmo de dimensionamento, formato HH:MM:SS

Conforme se observa na Tabela 15, quando se considera uma ligação de 40 Gbps entre a BBU *pool* e o *switch* Ethernet, o número médio de *switches* e o número médio de ligações diretas de RRHs à BBU *pool* é bastante menor do que quando se considera a mesma ligação de 10 Gbps, embora o comprimento total de fibra seja maior. Observa-se também que estas diferenças são maiores para os casos com mais RRHs.

A Tabela 15 mostra que os resultados do dimensionamento usando a função 2 são semelhantes (em termos médios) aos resultados usando a função 1 e usando a função 3, os resultados são ligeiramente melhores, em média. Isto significa que nos casos considerados, (com 32 e 40 RRHs), o número de RRHs e o espaçamento entre elas é tal que o alcance adicional permitido pelo uso de prioridades e a flexibilidade permitida pelo uso de pacotes de tamanho variável, na prática, não contribuem significativamente para ter soluções melhores. Para se observarem maiores ganhos, deveriam ter sido considerados casos com um número significativamente maior de RRHs com a distância média entre eles menor.

Em termos de tempos de execução, conforme era de esperar, o algoritmo demora muito mais a executar com a função 3 do que com as funções 1 e 2. Na Tabela 16, pode-se observar que no caso das funções 1 e 2, o tempo médio por caso é sempre de poucos segundos enquanto com a função 3 o tempo médio por caso por ser de até 5 minutos.

Com os resultados, cujas médias foram apresentadas na Tabela 15, e com os custos de cada componente dados pela Tabela 14, determinou-se o custo médio CAPEX e OPEX (potência gasta) cujos resultados são apresentados na Tabela 17 por cada função.

B_{rrh}	B_{bbu}	Opção CPRI	7 macrocells, 11 picocells			7 macrocells, 19 picocells		
			Função 1	Função 2	Função 3	Função 1	Função 2	Função 3
10 Gbps	10 Gbps	op 2	13,185€	13,154€	13,008€	15,964€	15,907€	15,648€
		op 3	16,406€	16,316€	16,156€	20,528€	20,392€	20,090€
	40 Gbps	op 2	23,836€	23,864€	23,945€	24,525€	24,658€	24,638€
		op 3	24,605€	24,514€	24,533€	26,225€	26,109€	25,598€
10 Gbps	10 Gbps	op 2	375W	374W	366W	432W	431W	424W
		op 3	490W	487W	483W	604W	600W	591W
	40 Gbps	op 2	616W	615W	615W	602W	606W	606W
		op 3	636W	632W	630W	661W	653W	640W

Tabela 17 CAPEX/OPEX médio por cada caso

Numa primeira análise, é possível observar na Tabela 17 que os resultados do custo para cada função, em média não são muito significativos entre elas (refletindo as mesmas conclusões da Tabela 15) embora, fazendo a média para todos os cenários, a função 3 é a que apresenta a melhor relação CAPEX/OPEX. No entanto, para uma implementação em grande escala, esta diferença poderá ser significativa. Observa-se também que tanto os custos CAPEX como OPEX são maiores quando se considera uma ligação de 40 Gbps entre a BBU *pool* e o *switch* Ethernet embora, como observado na Tabela 15, as soluções tenham menos *switches*, em média.

Resta saber a partir de que casos há benefícios em ter ligações da BBU aos *switches* com uma taxa de transmissão (B_{bbu}) de 40 Gbps relativamente a 10 Gbps. Para isso, para além dos 2 conjuntos de casos usados anteriormente (um com 32 RRHs e outro com 40 RRHs), foram gerados novos conjuntos de casos, em que se manteve sempre as 7 *macrocells* e aumentou-se o número de *picocells* por forma a obter conjuntos para o número de RRHs de 100, 150 e 200. Para cada conjunto de casos, correu-se o algoritmo de dimensionamento apenas com a função 1 e calculou-se o custo médio CAPEX e OPEX (potência gasta) para cada cenário de rede. Apenas foi usada a função 1 por esta ser a mais rápida a concretizar o processamento de 100 casos para cada um dos cenários e por dar a estimativa do que seria o CAPEX e o OPEX para o pior caso (uma vez que a função 1 é a que apresenta piores resultados em média da relação CAPEX/OPEX). Os resultados estão apresentados na Tabela 18 seguinte que descreve também, em média, o número de pares de transdutores de cada tipo segundo a notação:

N_sw	Número de <i>switches</i> (10G ou 40G)
T_sw_bbu (lr)	Número de pares de transdutores <i>lr</i> nas ligações entre <i>switches</i> e BBU <i>pool</i> (10G ou 40G)
T_sw_bbu (er)	Número de pares de transdutores <i>er</i> nas ligações entre <i>switches</i> e BBU <i>pool</i> (10G ou 40G)
T_rrh (lr)	Número de pares de transdutores <i>lr</i> nas ligações entre <i>switches</i> e RRHs e, entre a BBU <i>pool</i> e RRHs solitárias (10G)
T_rrh (er)	Número de pares de transdutores <i>er</i> nas ligações entre <i>switches</i> e RRHs e, entre a BBU <i>pool</i> e RRHs solitárias (10G)
T_rrh_sw (sr)	Número de pares de transdutores <i>sr</i> nas ligações entre <i>switches</i> e RRHs na mesma localização (10G)

Na Tabela 18, com os valores médios de número de *switches* e de número de transdutores de cada tipo, os valores CAPEX e OPEX são obtidos da forma seguinte:

$$\begin{aligned}
 \text{CAPEX} &= N_{\text{sw}} * \text{€} + 2 * T_{\text{sw_bbu}}(\text{lr}) * \text{€} + 2 * T_{\text{sw_bbu}}(\text{er}) * \text{€} + 2 * T_{\text{rrh}}(\text{lr}) * \text{€} \\
 &\quad + 2 * T_{\text{rrh}}(\text{er}) * \text{€} + 2 * T_{\text{rrh_sw}}(\text{sr}) * \text{€} \\
 \text{OPEX} &= N_{\text{sw}} * W + 2 * T_{\text{sw_bbu}}(\text{lr}) * W + 2 * T_{\text{sw_bbu}}(\text{er}) * W \\
 &\quad + 2 * T_{\text{rrh}}(\text{lr}) * W + 2 * T_{\text{rrh}}(\text{er}) * W + 2 * T_{\text{rrh_sw}}(\text{sr}) * W
 \end{aligned} \tag{19}$$

B_{rrh}	B_{bbu}	Op CPRI	Função 1						CAPEX (€)	OPEX (W)
			N_sw	T_sw_bbu (lr)	T_sw_bbu (er)	T_rrh (lr)	T_rrh (er)	T_rrh_sw (sr)		
7 macrocells, 11 picocells (32 RRHs)										
10 Gbps	10 Gbps	op 2	6.06	0.80	5.26	6.82	8.54	16.64	13,185	375
		op 3	8.43	1.22	7.21	5.00	5.61	21.39	16,406	490
	40 Gbps	op 2	3.76	0.52	3.24	6.87	15.23	9.90	23,836	616
		op 3	3.90	0.47	3.43	6.83	14.85	10.32	24,605	636
7 macrocells, 19 picocells (40 RRHs)										
10 Gbps	10 Gbps	op 2	6.79	0.84	5.95	11.23	13.76	15.01	15,964	432
		op 3	10.35	1.29	9.06	8.78	7.96	23.26	20,528	604
	40 Gbps	op 2	3.5	0.39	3.11	11.03	21.73	7.24	24,525	602
		op 3	3.93	0.49	3.44	11.47	19.83	8.70	26,225	661
7 macrocells, 79 picocells (100 RRHs)										
10 Gbps	10 Gbps	op 2	15	2.29	12.71	38.41	38.14	23.45	37,680	986
		op 3	25.58	3.95	21.63	35.03	25.39	39.58	52,318	1500
	40 Gbps	op 2	4.41	0.73	3.68	36.71	56.23	7.06	39,070	886
		op 3	7.70	1.24	6.46	37.87	51.26	10.87	54,714	1351
7 macrocells, 129 picocells (150 RRHs)										
10 Gbps	10 Gbps	op 2	22.75	7.43	15.32	60.76	58.40	30.84	56,519	1488
		op 3	39.03	12.44	26.59	57.78	39.22	53.00	78,724	2278
	40 Gbps	op 2	6.55	2.05	4.50	58.86	82.03	9.11	55,911	1317
		op 3	11.54	3.48	8.06	59.89	74.73	15.38	78,345	2023
7 macrocells, 179 picocells (200 RRHs)										
10 Gbps	10 Gbps	op 2	30.59	11.90	18.69	82.60	78.60	38.80	75,615	1996
		op 3	52.34	20.28	32.06	80.69	52.41	66.90	104,880	3049
	40 Gbps	op 2	8.72	3.10	5.62	78.45	109.96	11.59	73,868	1755
		op 3	15.40	5.91	9.49	80.88	99.31	19.81	101,922	2698

Tabela 18 Preço total (CAPEX) e potência gasta (OPEX), em função de várias configurações

Para melhor se visualizar a partir de que casos começa a compensar usar ligações de 40 Gbps, os valores de CAPEX e OPEX da Tabela 18 são apresentados em forma de gráficos de barras na Figura 51 (para o CAPEX) e Figura 52 Para o OPEX).

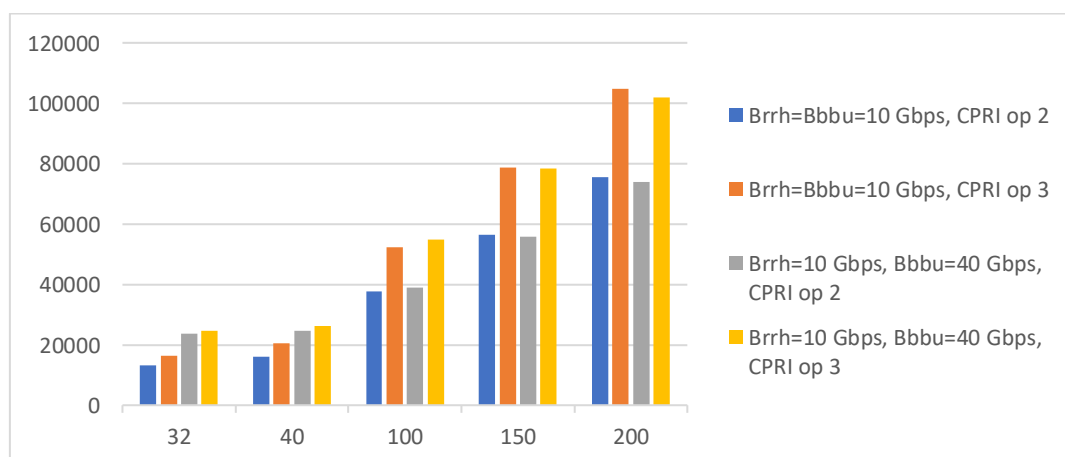


Figura 51 Preço total (CAPEX) para diferentes cenários com números de RRHs diferentes

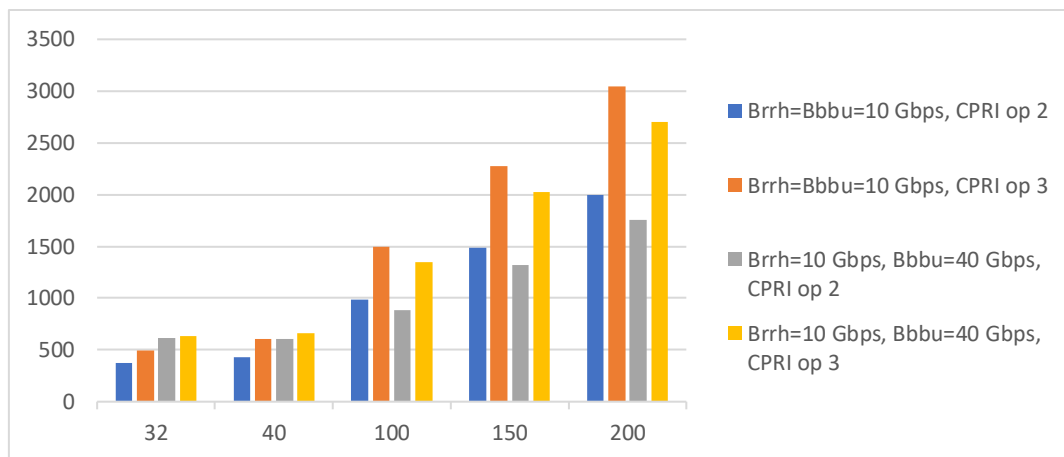


Figura 52 Potência total (OPEX) para diferentes cenários com números de RRHs diferentes

Relativamente ao CAPEX, analisando a Figura 51, é possível observar que para 150 RRHs o custo é equivalente tanto para a opção 2 como para a opção 3 do CPRI e para o valor de 200 RRHs, os custos CAPEX são inferiores ao serem usadas ligações de 40 Gbps entre a BBU *pool* e os switches.

Relativamente ao OPEX, analisando a Figura 52, é possível observar que a partir de 100 RRHs, a potência total já é menor quando se usam ligações de 40 Gbps entre a BBU *pool* e os switches tanto para a opção 2 como para a opção 3 do CPRI. Observa-se ainda que a diferença se torna maior para valores maiores de número de RRHs.

De referir que em todos os casos são usados os valores de custo e potência dos equipamentos atuais, conforme dados pela Tabela 14. É expectável que a diferença de custo entre equipamentos de 10 Gbps e de 40 Gbps diminua no futuro dado que a tecnologia Ethernet de 10 Gbps já é uma tecnologia madura enquanto a tecnologia Ethernet de 40 Gbps só recentemente se tornou disponível no mercado. Assim, no futuro, é expectável que o uso de ligações de 40 Gbps comece a compensar para um menor número de RRHs.

Usando os dados apresentados na Tabela 18, é possível calcular para cada caso qual a percentagem do custo total é proveniente dos switches. Fazendo as contas, em média esta percentagem é de 51% do custo total do CAPEX e de 77% da potência total gasta (OPEX). Além disso, nos cenários de rede com $B_{bbu} = 40$ Gbps, os switches representam uma menor percentagem do CAPEX, uma vez que o preço dos transceptores é excessivamente caro para tecnologias de 40 Gbps e por haver uma maior colocação de transceptores de alcance extremo (*er*).

Capítulo 5

Conclusões e trabalho futuro

5.1 Conclusões

Esta dissertação apresenta um estudo da possibilidade de usar redes Ethernet para transportar o CPRI numa rede *fronthaul* C-RAN. À partida, é conhecido que ao encapsular o CPRI em pacotes Ethernet são introduzidos fatores de atraso adicionais; contudo, é uma solução que traz inúmeras vantagens, sendo principalmente uma tecnologia economicamente viável.

Como ponto de partida, foi feito um estudo da EPON e posteriormente da *switched* Ethernet. Na comparação destas duas tecnologias, a *switched* Ethernet apresentou melhores resultados, já que além de conseguir ligar um maior número de RRHs à BBU *pool* também permite que estas possam estar a uma maior distância. Além disso, a *switched* Ethernet permite o uso de prioridades e mostrou-se que, desta forma, as RRHs com maior prioridade podem estar mais distantes da BBU *pool* em comparação com a *switched* Ethernet sem prioridades. Posteriormente, foi avaliada a possibilidade de ter algumas RRHs a uma distância maior do que os limites anteriores desde que outras RRHs estejam a distâncias menores do que os limites anteriores. Para resolver essa questão, foram desenvolvidos dois métodos que permitem que o fluxo CPRI entre cada RRH (e a respetiva BBU) possa ter um tamanho do campo de dados próprio e uma determinada prioridade.

De seguida, foram desenvolvidos algoritmos de planeamento para uma rede *switched* Ethernet de suporte a uma rede *fronthaul* C-RAN em que a localização da BBU *pool* e das RRHs é dada, bem como o comprimento em fibra ótica necessário entre qualquer par de localizações. Das funções criadas para a *switched* Ethernet: (i) função 1 (sem prioridades e com pacotes Ethernet de tamanho único), (ii) função 2 (com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho único) e (iii) função 3 e 4 (com prioridades e pacotes Ethernet de tamanho variável), verificou-se que as que teriam melhores resultados seriam as duas funções que usufruem das prioridades e pacotes Ethernet de tamanho variável. Para testar o desempenho de cada uma dessas funções, criou-se um algoritmo de geração aleatória de casos que gera localizações para as RRHs com características de casos reais. Com base num número significativo de casos gerados aleatoriamente, determinou-se o algoritmo de planeamento mais eficiente dadas as alternativas implementadas para a seleção das RRHs a juntar a cada *switch*. Relativamente às funções 3 e 4, a função 3 apresentou melhores resultados, em média. No entanto, isto não significa que a função 3 é sempre melhor e há sempre alguns casos em que a função 4 dá melhor resultados que a função 3. Assim, dado um caso real, é sempre bom correr as duas funções para verificar qual a melhor.

Com o algoritmo de planeamento desenvolvido, foi feito um estudo para comparar as soluções quando se considera que as ligações dos *switches* Ethernet à BBU *pool* são de 10 Gbps ou 40 Gbps. Neste estudo, utilizou-se a função 1 para se ter uma perspetiva do pior custo. Nos 5 cenários estudados, foi possível concluir que para um maior número de RRHs, maior é a probabilidade da configuração com 40 Gbps ser mais vantajosa, tanto em termos de custo CAPEX como em termos de consumo de energia (OPEX).

5.2 Sugestões para trabalho futuro

Após o estudo desenvolvido, alguns pontos poderão resultar num trabalho futuro.

O trabalho realizado nesta dissertação assume que todos os fluxos CPRI são da mesma opção, ou seja, existe um fluxo CPRI por cada RRH. Para além disso, em cenários com *macrocells*, considerou-se que os três setores da *macrocell* seriam um conjunto de três RRHs na mesma posição e que o fluxo CPRI de cada RRH é individualmente transportado pela Ethernet, *i.e.*, cada RRH dos três setores teria o seu cabeçalho Ethernet. Uma alternativa não abordada, e que seria importante abordar no futuro, é considerar a capacidade do CPRI de agrupar fluxos individuais. Neste caso, numa *macrocell*, em vez de se considerar 3 fluxos CPRI individuais, tem de se considerar um fluxo agregado com um débito superior (isto reduz o *overhead* necessário para os cabeçalhos Ethernet). Assim, como tópico de trabalho futuro seria investigar as alterações que era preciso incluir para abordar estes casos.

Os algoritmos foram desenvolvidos em MATLAB. No futuro, poderia ser considerada a implementação noutro tipo de linguagem que seja mais eficiente e que permita reduzir o tempo de processamento (aspeto importante, principalmente quando se considera *switched* Ethernet com prioridades e tamanho de pacotes variável).

Por fim, um outro ponto por explorar seria conseguir implementar os conceitos desenvolvidos num caso prático real, já que certos componentes introduzem atrasos e no caso da utilização da compressão do CPRI também for introduzido algum atraso, poder-se-á questionar se nos casos reais os resultados ficariam próximos dos teóricos. É uma questão que só terá resposta assim que as normas do CoE estiverem prontas e a tecnologia assim o permita testar.

Apêndices

A.1 Resultados para EPON

A Tabela 20 apresenta os resultados obtidos para a EPON para as opções 1, 2 e 3 do CPRI considerando uma taxa de transmissão de $B = 10 \text{ Gbps}$. Os parâmetros usados na Tabela 20 estão descritos na Tabela 19 seguinte.

N	Número de RRHs
Pd	Tamanho do campo de dados, no sentido descendente (bytes)
Pu	Tamanho do campo de dados, no sentido ascendente (bytes)
S	Número de pacotes Ethernet num intervalo temporal T_s
L	Distância máxima de cada uma das N RRHs (Km)

Tabela 19 Parâmetros da Tabela 20

$B = 10 \text{ Gbps}$														
CPRI opção 1					CPRI opção 2					CPRI opção 3				
N	Pd	Pu	S	L	N	Pd	Pu	S	L	N	Pd	Pu	S	L
1	16	16	7	24,40	1	32	32	7	24,39	1	64	128	4	24,35
2	16	32	7	24,22	2	32	128	4	24,15	2	64	256	6	23,96
3	16	64	6	24,00	3	32	160	6	23,83	3	128	640	7	22,81
4	16	80	7	23,75	4	64	256	6	23,33					
5	32	96	8	23,40	5	96	256	11	22,42					
6	32	112	9	23,05	6	128	384	14	20,61					
7	48	176	7	22,62	7	288	800	15	15,71					
8	48	224	7	22,10										
9	64	160	15	21,02										
10	80	256	11	20,30										
11	96	240	18	18,29										
12	128	400	13	16,81										
13	176	496	16	12,95										
14	272	688	19	5,63										

Tabela 20 EPON, B=10Gbps, CPRI op=1,2 e 3

A.2 Resultados para *switched* Ethernet, sem prioridades e com pacotes Ethernet de tamanho único

As Tabela 22, Tabela 23 e Tabela 24 apresentam os resultados obtidos para a *switched* Ethernet, para opções 1, 2 e 3 do CPRI. Os parâmetros usados nestas tabelas estão descritos na Tabela 21 seguinte.

N	Número de RRHs
P	Tamanho do campo de dados (bytes)
L	Distância máxima entre BBU <i>pool</i> e qualquer RRH (Km)

Tabela 21 Parâmetros da Tabela 22 à Tabela 24

$B_{rrh} = 1 \text{ Gbps}$ e $B_{bbu} = 10 \text{ Gbps}$		
CPRI opção 1		
N	P	L
1	16	24,41
2	16	24,40
3	16	24,38
4	16	24,38
5	32	24,25
6	32	24,24
7	48	24,10
8	48	24,09
9	64	23,94
10	80	23,79
11	96	23,63
12	128	23,33
13	176	22,87
14	272	21,97
15	528	19,56
16	2560	0,43

Tabela 22 Switched Ethernet sem prioridades e com pacotes Ethernet de tamanho único, $B_{rrh}=1\text{Gbps}$, $B_{bbu}=10\text{Gbps}$, CPRI opção=1

$B_{rrh} = B_{bbu} = 10 \text{ Gbps}$								
CPRI opção 1			CPRI opção 2			CPRI opção 3		
N	P	L	N	P	L	N	P	L
1	16	24,50	1	32	24,49	1	64	24,48
2	16	24,49	2	32	24,48	2	64	24,46
3	16	24,48	3	32	24,47	3	128	24,32
4	16	24,47	4	64	24,35	4	2560	19,18
5	32	24,36	5	96	24,22			
6	32	24,35	6	128	24,07			
7	48	24,23	7	288	23,43			
8	48	24,22	8	2560	14,18			
9	64	24,09						
10	80	23,97						
11	96	23,83						
12	128	23,58						
13	176	23,19						
14	272	22,42						
15	528	20,39						
16	2560	4,18						

Tabela 23 Switched Ethernet sem prioridades e com pacotes Ethernet de tamanho único, $B_{rrh}=B_{bbu}=10\text{Gbps}$, CPRI op=1,2 e 3

$B_{rrh} = 10 \text{ Gbps e } B_{bbu} = 40 \text{ Gbps}$								
CPRI opção 1			CPRI opção 2			CPRI opção 3		
N	P	L	N	P	L	N	P	L
1	16	24,50	1	32	24,50	1	64	24,50
6	16	24,49	5	32	24,49	2	64	24,49
11	16	24,48	9	32	24,48	3	64	24,49
16	16	24,47	11	32	24,47	4	64	24,48
21	32	24,36	13	32	24,46	5	64	24,48
26	32	24,34	15	64	24,35	6	64	24,47
31	48	24,22	17	64	24,34	7	64	24,47
36	64	24,09	19	64	24,33	8	64	24,46
41	80	23,96	21	96	24,21	9	64	24,46
46	112	23,70	23	128	24,08	10	128	24,34
51	160	23,32	25	160	23,95	11	128	24,33
56	272	22,42	27	224	23,68	12	128	24,32
61	656	19,36	29	384	23,04	13	192	24,19
62	880	17,58	30	544	22,38	14	320	23,92
63	1328	14,01	31	896	20,95	15	576	23,38
64	2560	4,18	32	2560	14,18	16	2560	19,18

Tabela 24 Switched Ethernet sem prioridades e com pacotes Ethernet de tamanho único, $B_{rrh}=10\text{Gbps}$ e $B_{bbu}=40\text{Gbps}$, CPRI opção=1,2,3

Referências

- [1] Ericsson, “Ericsson mobility report, central and eastern Europe”, Ericsson Mobility Report, 2016.
- [2] Andy Sutton, Nigel Linge, “Mobile network evolution within the UK”
http://www.academia.edu/13885065/Mobile_Network_Architecture_Evolution_-_1G_to_4G, 2015.
- [3] Deco Proteste, “Pódio e Evolução do Resultado Global - 4G”,
<http://www.deco.proteste.pt/tecnologia/telemoveis/simule-e-poupe/net-movel-teste-a-sua-operadora-no-mapa-da-qualidade>, 30, Agosto de 2017.
- [4] Divya Chitimalla, *et al.*, “5G Fronthaul–Latency and Jitter Studies of CPRI Over Ethernet”, IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking, vol. 9, no. 2, 2017.
- [5] Aziza Zaouga, “Performance study of mobile Fronthaul”, Dissertação de Mestrado, Higher Institute of Computer Science of El Manar, Tunísia, 2016.
- [6] Amaro de Sousa, D. M., P. M., “A Worst Case Analysis of C-RAN Fronthaul Coverage Length with Ethernet based Technologies”, Conference, Transparent Optical Networks (ICTON), 2017.
- [7] Aleksandra Checko, “Cloud Radio Access Network architecture. Towards 5G mobile networks,” Dissertação de doutoramento, Technical University of Denmark, 2016.
- [8] Antonis Karvelas, “5G C-RAN Fronthaul challenges”, LinkedIn, 2016.
- [9] China Mobile Research Institute, “C-RAN The Road Towards Green RAN”, White Paper, Version 2.5, 2011.
- [10] P. Monteiro, A. Gameiro “Convergence of optical and wireless”, in Opportunities in 5G Networks: A Research and Development Perspective, pp. 179-212, Aveiro, 2016.
- [11] Mugen Peng, *et al.*, “Fronthaul-constrained cloud radio access networks: insights and challenges,” IEEE Wireless Communications, vol. 22, no. 2, 2015.
- [12] Steve Shin, *et al.*, “Why WDM is essential in C-RAN fronthaul networks? - Ultra high CPRI link capacity,” www.netmanias.com, 2014.
- [13] Aleksandra Checko, *et al.* “Evaluating C-RAN Fronthaul Functional Splits in Terms of Network Level Energy and Cost Savings,” Journal of Communications and Networks, vol. 18, no. 2, 2016.
- [14] w3ii tutorials, “LTE Protocol Stack Layers”,
http://www.w3ii.com/lte/lte_protocol_stack_layers.html, 2017.
- [15] 3GPP TS 36.322, “E-UTRAN (LTE) -Radio Link Control Protocol Specification”, (Release 8)
- [16] 3GPP TS 36.321, “E-UTRAN (LTE) - Medium Access Control Protocol Specification”, (Release 10)
- [17] 3GPP TS 36.323, , “E-UTRAN (LTE) - Packet Data Coverage Protocol Specification”, (Release 10)
- [18] Magri Hicham, Noredine Abgour, Mohammed Ouzzif, “Cloud radio access network technology for the next fifth generation mobile networks,” Journal of Theoretical and Applied Information Technology, vol. 93, no 2, 2016.

- [19] Jun-ichi Kani, Shigeru Kuwano, Jun Terada, "Options for future mobile backhaul and fronthaul," NTT Access Network Service Systems Laboratories, vol. 26, pp. 42-49, Japan, 2015.
- [20] CommScope, "GPON - EPON Comparison," white paper, 2012.
- [21] Tiago Mendes, Mário Lima, António Teixeira, "PON Upstream traffic coexistence in a Stacked-PON environment," *Electrónica e Telecomunicações*, vol. 5, no. 4, 2012.
- [22] Massimo Tornatore, Gee-Kung Chang, Georgios Ellinas, "Fiber-Wireless Convergence in Next-Generation Communication Networks," Springer, 2016.
- [23] "S3600 Series EPON OLT Switches Operation Manual," H3C , Release 3103-6W100.
- [24] Takayoshi Tashiro, *et al.*, "A Novel DBA Scheme for TDM-PON based Mobile Fronthaul," IEEE, OSA, Optical Fiber Communications Conference and Exhibition (OFC), 2014.
- [25] Ilango Ganga, Intel, "IEEE 802.3ba 40 and 100 Gigabit Ethernet Architecture", IEEE ComSoc SCV , Santa Clara, CA, 2010.
- [26] Philippe Chanclou, *et al.*, "Optical fiber solution for mobile fronthaul to achieve Cloud Radio Access Network," Conference Paper, Future Network and Mobile Summit (FutureNetworkSummit), 2013.
- [27] Kevin Murphy, "Centralized RAN and Fronthaul," White paper, Ericsson.
- [28] IEEE802, "802.1Qch - Cyclic Queuing and Forwarding", 2015-2017. [Online]. Available: <http://www.ieee802.org/1/pages/802.1ch.html>.
- [29] Jouni Korhonen, "IEEE P1904.3 Radio over Ethernet short introduction", Group IEEE 802.1TSN, 2016
- [30] Dr. Harrison J. Son, S.M. Shin, "Fronthaul Size: Calculation of maximum distance between RRH and BBU," www.netmanias.com, 2014.
- [31] Wang Xiyu, Guo Dandan, Cui Zhuo, "Soft Base Station Technology in Wireless Communication Systems" White paper, ZTE Communications, no. 4, 2010.
- [32] Philippe Chanclou, *et al.*, "Intelligent converged network consolidating radio and optical access around user equipment," Report, D2.1 iCIRRUS – Intelligent C-RAN Architecture, 2015-2017.
- [33] <http://www.cpri.info/>, "Common Public Radio Interface (CPRI)," Ericsson AB, Huawei Technologies Co. Ltd, NEC Corporation, Alcatel Lucent, and Nokia Networks, 2015.
- [34] A. Oliva, J. Hernández, D. Larrabeiti, A. Azcorra, "An overview of the CPRI specification and its application to C-RAN based LTE scenarios," IEEE Communications Magazine, vol. 54, no. 2, IMDEA Networks Institute, Madrid, Spain, 2016.
- [35] Gustavo Anjos, *et al.*, "Implementation and Evaluation of a Low Latency and Resource Efficient Compression Method for Digital Radio Transport of OFDM Signals," IEEE, Conference Globecom Workshops (GC Wkshps), San Diego, CA, USA, 2015.
- [36] Hugo Miguel Inácio Rodrigues da Silva, "Design of C-RAN Fronthaul for Existing LTE Networks," Dissertação de Mestrado, Instituto Superior Técnico Lisboa, 2016.
- [37] FS.COM, "www.fs.com".